

UNIVERSIDADE FEDERAL DO ESPÍRITO SANTO
CENTRO TECNOLÓGICO
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

RENATO TANNURE ROTTA DE ALMEIDA

**PROJETO DE TOPOLOGIAS VIRTUAIS PARA REDES ÓPTICAS
MULTISERVIÇO**

VITÓRIA
2005

RENATO TANNURE ROTTA DE ALMEIDA

**PROJETO DE TOPOLOGIAS VIRTUAIS PARA REDES ÓPTICAS
MULTISERVIÇO**

Tese apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica do Centro Tecnológico da Universidade Federal do Espírito Santo, como requisito parcial para obtenção do Grau de Doutor em Engenharia Elétrica, na área de concentração em Telecomunicações.
Orientador: Prof. Dr. Luiz C. Calmon

Vitória
2005

Dados Internacionais de Catalogação-na-publicação (CIP)
(Biblioteca Central da Universidade Federal do Espírito Santo, ES, Brasil)

A447p Almeida, Renato Tannure Rotta de, 1974-
Projeto de topologias virtuais para redes ópticas multiserviço / Renato
Tannure Rotta de Almeida. – 2005.
80 f. : il.

Orientador: Luiz de Calazans Calmon.
Tese (doutorado) – Universidade Federal do Espírito Santo, Centro
Tecnológico.

1. Telecomunicações. 2. Programação linear. 3. Multiplexação. I.
Calmon, Luiz de Calazans. II. Universidade Federal do Espírito Santo.
Centro Tecnológico. III. Título.

CDU: 621.3

Dedicatória

Dedico este trabalho especialmente à minha mãe Angela Tannure de Almeida e à minha mulher Ana Paula do Val Claire de Almeida.

Agradecimentos

Ao Orientador pela oportunidade e realização;

À Banca Examinadora e Prof^a. Celeste pelas inestimáveis sugestões;

À Família pelo amor e compaixão;

Aos Amigos pela alegria e aprendizado.

Sumário

Capítulo 1	Contextualização e Objetivos	23
Capítulo 2	Modelo Clássico para Projeto de Topologias Virtuais	35
2.1.	Introdução	35
2.2.	Formulação do Modelo Clássico	40
2.2.1.	Declaração da Função Objetivo	40
2.2.2.	Restrições de Conservação de Tráfego	40
2.2.3.	Restrições de Limitação de Fluxo	41
2.2.4.	Restrições de Atraso	42
2.2.5.	Restrições de Grau Lógico	45
2.2.6.	Restrições ao Valor das Variáveis	45
2.3.	Estudo de Caso	46
2.3.1.	Restrições de Conservação de Tráfego	47
2.3.2.	Restrições de Limitação de Fluxo	52
2.3.3.	Restrições de Atraso	53
2.3.4.	Restrições de Grau Lógico	56
2.3.5.	Restrições ao Valor das Variáveis	56
2.4.	Resultados	57
2.4.1.	Influência das Restrições de Atraso no Congestionamento Ótimo	57
2.4.1.1.	Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 1$	57
2.4.1.2.	Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 2$	65
2.4.1.3.	Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 3$	72
Capítulo 3	Projeto de Topologias Virtuais para Redes Ópticas Multiserviço	75
3.1.	Introdução	75
3.2.	Formulação do Modelo Multiserviço	79
3.2.1.	Declaração da Função Objetivo	80
3.2.2.	Restrições de Conservação de Tráfego	81
3.2.3.	Restrições de Limitação de Fluxo	82
3.2.4.	Restrições de Atraso Diferenciadas por Classe	83
3.2.5.	Restrições de Grau Lógico	85
3.2.6.	Restrições ao Valor das Variáveis	85
3.3.	Resultados	86
3.3.1.	Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 1$	87
3.3.2.	Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 2$	89
Capítulo 4	Projeto de Topologias Virtuais com Otimização da Transparência	97
4.1.	Introdução	97
4.2.	Formulação do Modelo de Otimização da Transparência	105
4.3.	Resultados	109
4.3.1.	Análise do Tempo de Otimização	112
4.3.2.	Resultados para o Processamento de Tráfego nos Nós	113
4.3.3.	Transparência e Retransmissão Eletrônica de Tráfego na Rede	121
4.3.4.	Otimização da Transparência com Controle do Congestionamento	125
4.4.	Modelo Multiserviço de Otimização da Transparência	131
4.4.1.	Introdução	131
4.4.2.	Formulação do Modelo Multiserviço de Otimização da Transparência	132
4.4.3.	Resultados	137
Capítulo 5	Conclusões e Considerações Finais	143
	Referências Bibliográficas	155
	Apêndice – Artigos publicados	159

Lista de Figuras

Fig. 1.1	Arquitetura de redes de transporte de dados em alta velocidade mostrando a separação entre a camada óptica, onde é realizado o roteamento de comprimentos de onda em dispositivos ópticos WDM (OXCs), e a camada eletrônica, onde é realizada a comutação de pacotes por roteadores eletrônicos de tráfego.	24
Fig. 1.2	Arquitetura de um roteador IP de alta capacidade composto por três elementos básicos: os cartões de interface com a camada óptica, onde os pacotes de dados são processados e armazenados em filas, uma matriz de comutação, responsável pela comunicação entre os cartões de interface, e os processadores de roteamento IP, responsáveis pelo gerenciamento da distribuição de tráfego.	26
Fig. 1.3	Exemplo de topologias virtuais em uma rede óptica opaca (a), em que não se realiza roteamento por comprimentos de onda, e em uma rede óptica com transparência (b), onde os caminhos ópticos definem conexões (topologia virtual) com extremidades diferentes das estabelecidas pelos enlaces de fibra óptica (topologia física).	27
Fig. 2.1	Caminhos ópticos que transportam os componentes λ_{1313} , λ_{1213} e λ_{2313} da demanda de tráfego $\lambda(1,3)$, em uma rede de quatro nós.	39
Fig. 2.2	Topologia física da rede de 6 nós estabelecida como estudo de caso.	46
Fig. 2.3	Componentes de tráfego λ_{ijsd} da restrição de conservação de tráfego do tipo 1 - subgrupo 1 aplicada ao caso $s = i = 1$ e $d = 2$.	48
Fig. 2.4	Componentes de tráfego λ_{ijsd} da restrição de conservação de tráfego do subgrupo 2 aplicada ao caso $s = 1$ e $d = j = 2$.	49
Fig. 2.5	Componentes de tráfego λ_{ijsd} da restrição de conservação de tráfego (a) do subgrupo 3 aplicada ao caso $s \neq d \neq 3$, respeitando a condição $i \neq d$ e $j \neq s$.	50
Fig. 2.6	Rotas possíveis para o caminho óptico que sai de $i = 1$ e chega em $j = 2$ na topologia física da rede em estudo.	54
Fig. 2.7	Congestionamento ótimo vs. parâmetro de atraso para a rede de seis nós proposta, adotando grau lógico $\Delta_l = 1$, mostrando regiões correspondentes às três soluções ótimas (B1, B2, B3) obtidas para a matriz de topologia virtual.	58
Fig. 2.8	Topologias virtuais ótimas B_1 (a), B_2 (b) e B_3 (c) obtidas para $\Delta_l = 1$.	59
Fig. 2.9	Distribuição de tráfego da demanda $\lambda(1,3)$ segundo a solução obtida para $1.933 \leq \alpha \leq 2.5$ (a) e para $\alpha \geq 2.8$ (b).	63
Fig. 2.10	Congestionamento ótimo vs. Parâmetro de atraso para a rede de seis nós sob análise adotando grau lógico $\Delta_l = 2$.	66

Fig. 2.11	Soluções ótimas para a topologia virtual B_1 , B_2 , B_3 , B_4 e B_5 obtidas para $\Delta_l = 2$.	68
Fig. 2.12	Distribuição da demanda de tráfego $\lambda(1,6)$ na topologia virtual B_1 para $\alpha = 1.00$ (a) e $\alpha = 1.10$ (b), com $\Delta_l = 2$.	69
Fig. 2.13	Congestionamento vs. α para cada topologia virtual ótima obtida para $\Delta_l = 2$ no intervalo $1 \leq \alpha \leq 1.5$ (linhas tracejadas), onde a linha sólida representa o congestionamento mínimo obtido para a rede em função de α .	70
Fig. 2.14	Congestionamento vs. α para cada topologia virtual ótima obtida para $\Delta_l = 3$ no intervalo $1 \leq \alpha \leq 1.5$, onde a linha preta representa o congestionamento mínimo obtido para a rede em função de α , correspondentes à topologia virtual B_1 ($\alpha_{\text{MIN}} = \alpha_{\text{SAT}} = 1$).	73
Fig. 3.1	Congestionamento mínimo vs. P_1 segundo o modelo multiserviço, considerando as três topologias virtuais ótimas obtidas pelo modelo clássico (B_1 , B_2 e B_3 – Fig. 2.8), para diversos valores de α_1 , especificados para cada topologia virtual.	88
Fig. 3.2	Congestionamento mínimo vs. P_1 determinado pelo modelo multiserviço para a topologia virtual B_1 (Fig. 2.8), considerando $\alpha_{\text{MIN}} \leq \alpha_1 \leq \alpha_{\text{SAT}}$ (Tab 2.8) e $\Delta_l = 2$.	90
Fig. 3.3	Congestionamento mínimo vs. P_1 determinado pelo modelo multiserviço para a topologia virtual B_2 (Fig. 2.8), considerando $\alpha_{\text{MIN}} \leq \alpha_1 \leq \alpha_{\text{SAT}}$ (Tab 2.8) e $\Delta_l = 2$.	91
Fig. 3.4	Congestionamento mínimo vs. P_1 determinado pelo modelo multiserviço para a topologia virtual B_3 (Fig. 2.8), considerando $\alpha_{\text{MIN}} \leq \alpha_1 \leq \alpha_{\text{SAT}}$ (Tab 2.8) e $\Delta_l = 2$.	92
Fig. 3.5	Esquema de roteamento da demanda de tráfego $\lambda(1,4)$ pela topologia virtual B_2 ($\Delta_l = 2$), com as restrições de atraso mais fortes possíveis definidas para esta topologia virtual ($\alpha_1 = \alpha_{\text{MIN}} = 1.10$).	93
Fig. 4.1	Topologia física da rede de 14 nós NSFNet adotada como estudo de caso, onde o comprimento dos enlaces está discriminado ao lado de cada um deles em itálico e os nós estão numerados de 1 a 14 em negrito.	109
Fig. 4.2	Fig. 4.2: Tempo de processamento computacional necessário para otimização completa de redes de 14 a 30 nós com matrizes de tráfego com demandas uniformemente distribuídas em $[0,100]$, variando o grau lógico.	112
Fig. 4.3	Mapa da rede de 14 nós sob análise, considerando $\Delta_l = 4$ e matriz de tráfego Λ_1 , mostrando o tráfego processado eletronicamente para retransmissão em cada nó FT_j e o total na rede FT_{NET} , sendo que os resultados do modelo clássico estão nos retângulos sombreados e os resultados do modelo de otimização da transparência, nos retângulos brancos.	116

Fig. 4.4	Diferença percentual entre o processamento por nó EP_j e seu limite inferior EP_j^{LB} para grau lógico 4 (a) 8 (b), e matriz de tráfego Λ_1 , para os modelos clássico (quadrados) e de otimização da transparência (asteriscos).	118
Fig. 4.5	Diferença percentual entre processamento por nó EP_j e seu limite inferior EP_j^{LB} para grau lógico 4 (a) 8 (b), e matriz de tráfego Λ_2 , para os modelos clássico (quadrados) e de otimização da transparência (asteriscos).	119
Fig. 4.6	Diferença percentual entre o processamento por nó EP_j e seu limite inferior EP_j^{LB} para o modelo clássico na ausência de restrições de grau lógico, com as matrizes de tráfego Λ_1 (círculos) e Λ_2 (quadrados).	121
Fig. 4.7	Transparência obtida para o modelo clássico (quadrados) e para o modelo de otimização da transparência (asteriscos) variando o grau lógico, para as matrizes de tráfego Λ_1 (a) e Λ_2 (b).	123
Fig. 4.8	Valores de FT_{NET} obtidos com os modelos clássico (quadrados) e de otimização da transparência (asteriscos), com matrizes de tráfego Λ_1 (a) e Λ_2 (b).	124
Fig. 4.9	Diferença percentual entre o congestionamento obtido com o modelo de otimização da transparência e o limite inferior teórico λ_{MAX}^{LB} para matrizes Λ_1 (círculos) e Λ_2 (quadrados).	126
Fig. 4.10	Resultados para FT_{NET} com progressiva limitação da capacidade dos caminhos ópticos λ_{MAX} , para matrizes de tráfego Λ_1 (a) e Λ_2 (b) com $\Delta_l = 8$, sendo que no ponto mais à direita assinalado em cada gráfico não foi imposto tal limite, e a linha tracejada à esquerda mostra o limite inferior teórico λ_{MAX}^{LB} .	129
Fig. 4.11	Tráfego retransmitido em cada nó da rede para cada classe FT_{j1} (asteriscos) e FT_{j2} (quadrados) sem limitação do congestionamento de classe 2 para $\Delta_l = 4$.	138
Fig. 4.12	Resultados para o congestionamento λ_{MAX} (triângulos) e seu componente de classe 1 $\lambda_{MAX}(1)$ com a limitação progressiva de $\lambda_{MAX}(2)$, para graus lógicos $\Delta_l = 4$ (linha tracejada) e $\Delta_l = 8$ (linha sólida).	139
Fig. 4.13	Efeito da limitação de $\lambda_{MAX}(2)$ em λ_{MAX} (linha pontilhada), FT_{j1} (linha sólida com quadrados), FT_{j2} (linha sólida com círculos) e FT_{NET} (linha sólida com triângulos).	141

Lista de Tabelas

Tab. 2.1	Matriz de tráfego Λ da rede de seis nós sob análise.	46
Tab. 2.2	Matriz de topologia física D da rede de seis nós sob análise.	47
Tab. 2.3	Rotas possíveis para o caminho óptico que sai de $i = 1$ e chega em $j = 2$ com seus respectivos atrasos.	54
Tab. 2.4	Comprimento dos percursos dos caminhos ópticos admitidos como soluções possíveis.	55
Tab. 2.5	Congestionamento para cada uma das soluções B_1 , B_2 e B_3 obtidas para a rede de seis nós, bem como a faixa de α que as definem como soluções ótimas.	58
Tab. 2.6	Resultados para as variáveis b_{ij} , λ_{ij} , e λ_{ijsd} , respectivamente, variáveis de topologia virtual (não nulas), tráfego alocado aos caminhos ópticos e componentes de tráfego, com $1.933 \leq \alpha \leq 2.5$.	62
Tab. 2.7	Caracterização das soluções ótimas obtidas para $\Delta_l = 2$, especificando o intervalo onde cada solução para a matriz topologia virtual atinge a otimalidade e o intervalo onde ocorre a estabilização do congestionamento ótimo para cada solução.	67
Tab. 2.8	Parâmetros de atraso mínimo e de saturação e congestionamento mínimo obtidos para cada topologia virtual considerando $\Delta_l = 2$.	71
Tab. 3.1	Congestionamento mínimo segundo o modelo multiserviço, considerando as três topologias virtuais ótimas obtidas pelo modelo clássico (B_1 , B_2 e B_3 - Fig. 1.9), para diversos valores de α_1 .	89
Tab. 3.2	Componentes de tráfego responsáveis pelo roteamento da demanda $\lambda(1,4)$ pela topologia virtual B_2 ($\Delta_l = 2$; $\alpha = \alpha_{MIN} = 1.10$), para diversas proporções de divisão da matriz de tráfego em classes P_1 .	94
Tab. 4.1	Matriz de tráfego Λ_1 da rede de 14 nós NSFNet adotada como estudo de caso, onde as demandas de tráfego $\lambda(s,d) > 1$ estão em negrito.	110
Tab. 4.2	Matriz de tráfego Λ_2 da rede de 14 nós NSFNet adotada como estudo de caso.	110
Tab. 4.3	Tráfego alocado aos caminhos ópticos na solução obtida pelo modelo de otimização da transparência para matriz de tráfego Λ_1 e $\Delta_l = 6$, sendo os caminhos ópticos com $\lambda_{ij} > \lambda_{MAX}^{LB}$ indicados em negrito.	127

Lista de Abreviaturas

IP	<i>Internet Protocol</i>
WDM	<i>Wavelength Division Multiplexing</i>
OXC	<i>Optical Cross Connect</i>
SDH	<i>Synchronous Digital Hierarchy</i>
SONET	<i>Synchronous Optical Network</i>
MPLS	<i>Multiprotocol Label Switching</i>
GMPLS	<i>Generalized Multiprotocol Label Switching</i>
DiffServ	<i>Differentiated Services</i>
IntServ	<i>Integrated Services</i>
MILP	<i>Mixed Integer Linear Programming</i>
LP	<i>Linear Programming</i>

Resumo

Sistemas ópticos de comunicações emergiram como a melhor solução para a implementação de redes de transporte de dados em larga escala, proporcionando canais ópticos com alta capacidade e cobrindo longas distâncias com baixa probabilidade de erro. A totalidade da banda de transmissão disponível nas fibras ópticas foi disponibilizada pelo desenvolvimento da tecnologia de multiplexação de comprimentos de onda (WDM), que permite que vários canais independentes compartilhem a mesma fibra óptica. A multiplicação da capacidade dos enlaces físicos das redes ópticas não foi o único benefício propiciado pela tecnologia WDM. O desenvolvimento de dispositivos ópticos como chaves, amplificadores, filtros e dispositivos sintonizáveis permitiram a implementação de redes com roteamento transparente de tráfego. Em tais redes, os canais ou caminhos ópticos, não estão mais limitados ao alcance de um enlace físico, o que tornou a configuração de caminhos ópticos ou topologia virtual, independente da topologia física de enlaces de fibra, permitindo que caminhos ópticos atravessem nós da rede de maneira transparente. A contribuição principal deste trabalho é a formulação de um problema de programação linear mista para projetar topologias virtuais ótimas considerando como função objetivo a minimização do tráfego processado eletronicamente para retransmissão nos nós da rede. Nosso objetivo é reduzir o roteamento eletrônico de tráfego na rede, obtendo assim uma distribuição mais transparente possível. Em sua forma final, a formulação proposta permite a segregação do tráfego em classes, com a aplicação de requisitos diferenciados de roteamento por classe. A formulação proposta revelou-se extremamente eficiente em termos de tempo de otimização, chegando a soluções ótimas em questão de segundos para redes de até 32 nós. De nosso conhecimento, esta é a primeira vez que se relata que problemas MILP de otimização de topologias virtuais com esta dimensão puderam ser resolvidos de maneira exata com reduzido esforço computacional.

Abstract

Optical communication systems have emerged as the best solution for large scale data transport network implementation, providing optical channels with very high bit rates and covering large distances with low error probability. The entire bandwidth of the optical fibers became available with the development of the wavelength division multiplexing (WDM) technology, which allows several channels of different wavelengths to share the same physical links. The increase in physical link capacity was not the only benefit of WDM. The development of WDM optical devices, e.g., optical switches, multiplexers, demultiplexers, and tunable devices, has allowed the implementation of wavelength-routed optical networks. In such networks, the optical channels, also called lightpaths, are not restricted to the physical link edges. Wavelength routing detaches the lightpath configuration, or virtual topology, from the physical topology, permitting lightpaths to optically bypass intermediate nodes, until it reaches the destination node. In this Thesis we propose a Mixed-Integer Linear Programming (MILP) formulation to design virtual topologies in wavelength-routed optical networks, considering as objective function the minimization of the traffic forwarded electronically at the network nodes. Our goal is twofold. Firstly, to reduce processing requirements of the electronic routers, and secondly, to get the most transparent traffic distribution for a given traffic matrix, using the available optical resources at the nodes. Traffic segregation in classes was also included in the formulation, allowing differentiated routing criteria to each class. The proposed formulation was applied successfully to reasonable sized networks yielding optimal solutions in few minutes. To the best knowledge of the authors, this is the first report of a large MILP formulation that optimizes virtual topology and traffic routing of optical networks with low computational cost.

Capítulo 1

Contextualização e Objetivos

Um dos fatos mais marcantes da última década foi o avanço extraordinário na tecnologia de computação pessoal e corporativa em rede. O progresso dessa tecnologia foi sustentado pelo seu consumo generalizado em escala global, o que possibilitou a origem e expansão da Internet. O contínuo crescimento dos sistemas digitais de telecomunicações gerou uma diversidade enorme de serviços disponibilizados por meios eletrônicos, sobre o suporte de redes digitais de comutação de pacotes, utilizando como protocolo de comunicação principalmente o IP (*internet protocol*). Hoje estes serviços vão desde o pioneiro correio eletrônico pessoal até voz sobre IP e videoconferências em tempo real. Tal heterogeneidade de tráfego requereu o desenvolvimento de novos protocolos para aumentar a eficiência do roteamento de pacotes de dados [ZheBk] e de roteadores IP de alta capacidade [CSR04].

No cenário atual das redes de telecomunicações, caracterizado por um crescimento acelerado da demanda por velocidade de transmissão de dados, e também de mais exigência quanto à qualidade de diversos tipos de serviços de comunicação, as redes ópticas proporcionam uma quantidade considerável de caminhos ópticos independentes no mesmo enlace físico, além de um enorme alcance geográfico e banda de transmissão extremamente larga [AgrBk95]. Inicialmente, os enlaces ópticos foram utilizados em preferência sobre outros meios de transmissão em sistemas de comunicações devido a estas duas últimas características, mantendo a mesma estrutura básica de canais implementados sobre enlaces físicos ponto-a-

ponto. Em seguida, o desenvolvimento da tecnologia de multiplexação de comprimentos de onda (*wavelength division multiplexing* - WDM) permitiu a exploração da enorme banda de transmissão disponível nos enlaces ópticos, ao possibilitar o compartilhamento da mesma fibra por dezenas de canais totalmente independentes [AgrBk92] [SteBk] [Rambk] [MukBk]. Esses canais são transmitidos em diferentes comprimentos de onda, sendo denominados caminhos ópticos, que são rotas transparentes de fonte a destino. São chamadas transparentes por serem totalmente ópticas no que tange ao roteamento de tráfego.

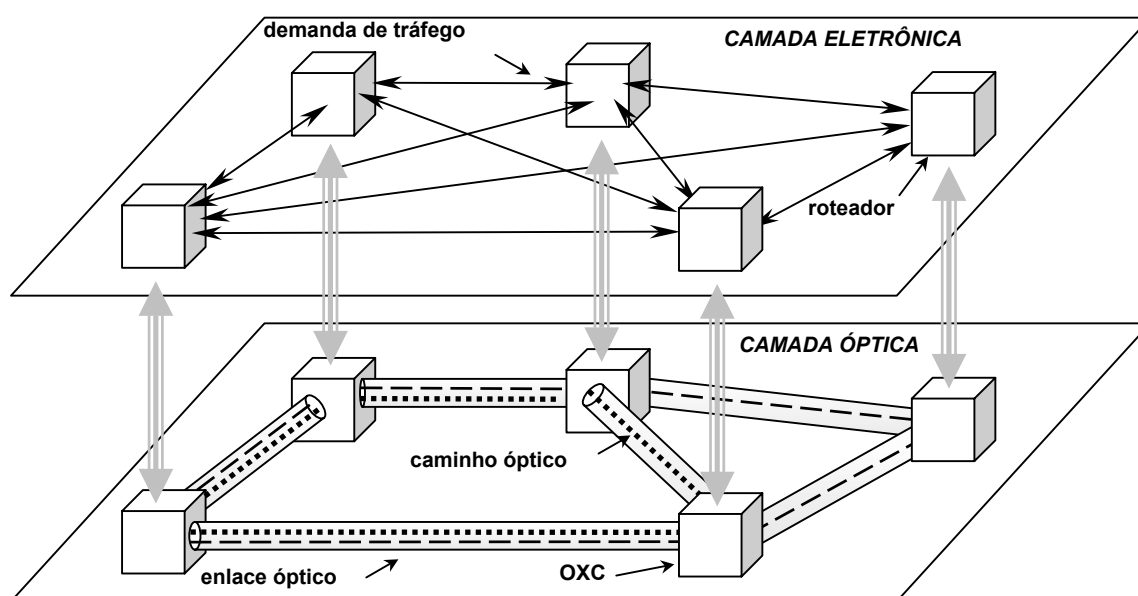


Fig. 1.1: Arquitetura de redes de transporte de dados em alta velocidade mostrando a separação entre a camada óptica, onde é realizado o roteamento de comprimentos de onda em dispositivos ópticos WDM (OXCs), e a camada eletrônica, onde é realizada a comutação de pacotes por roteadores eletrônicos de tráfego.

O desenvolvimento de recursos de roteamento de tráfego tanto na camada eletrônica, realizado pelos roteadores, quanto na camada óptica, realizada em dispositivos ópticos WDM, passa a caracterizar duas camadas distintas em redes

ópticas de comunicações de alta velocidade: a camada óptica e a camada eletrônica [CahBk] [SteBk] [RamBk] [MukBk]. Estas duas camadas de rede são mostradas na Fig. 1.1, onde a camada óptica é composta basicamente por chaves ópticas que permitem a comutação de comprimentos de onda entre diferentes fibras (OXC - *optical cross-connect*) e a camada eletrônica composta por roteadores eletrônicos de pacotes de dados.

Os roteadores de tráfego da camada eletrônica são responsáveis pela comutação do tráfego entre os diversos caminhos ópticos, que funcionam como enlaces lógicos interligando determinados pares de nós da rede de maneira transparente. As redes síncronas SDH/SONET têm se firmado como uma solução bastante confiável e de grande capacidade de transporte de dados em redes ópticas, permitindo a implementação de caminhos ópticos de altíssima velocidade (STM-256/OC-768) e contando com recursos de proteção e restauração extremamente rápidos [RamBk]. É comum a integração de interfaces SDH/SONET em roteadores IP [RFC2615], sendo que tais interfaces já alcançam velocidades de até 40 Gb/s [CSRLC].

A Fig. 1.2 representa a arquitetura de um roteador IP no estado da arte [CSR04], onde encontramos interfaces ópticas SDH/SONET de altíssima velocidade, utilizadas para transporte de tráfego de pacotes IP/MPLS. Tais roteadores são compostos basicamente por interfaces de alta velocidade, onde são realizadas todas as funções envolvendo processamento de cabeçalhos de pacotes IP ou MPLS, de uma matriz de comutação, que transmite pacotes entre interfaces, e de processadores de roteamento, responsáveis pelo gerenciamento do protocolo utilizado para comutação dos pacotes transmitidos. Contam também com os

métodos de engenharia de tráfego proporcionados pelo MPLS [Awd01] e os mecanismos de proteção e restauração do SDH/SONET, além de serviços relacionados à segurança da rede e à garantia da qualidade de serviço no processo de comutação de pacotes, utilizando técnicas avançadas de sistemas de filas com prioridade, filas virtuais de saída, etc [CSRMS].

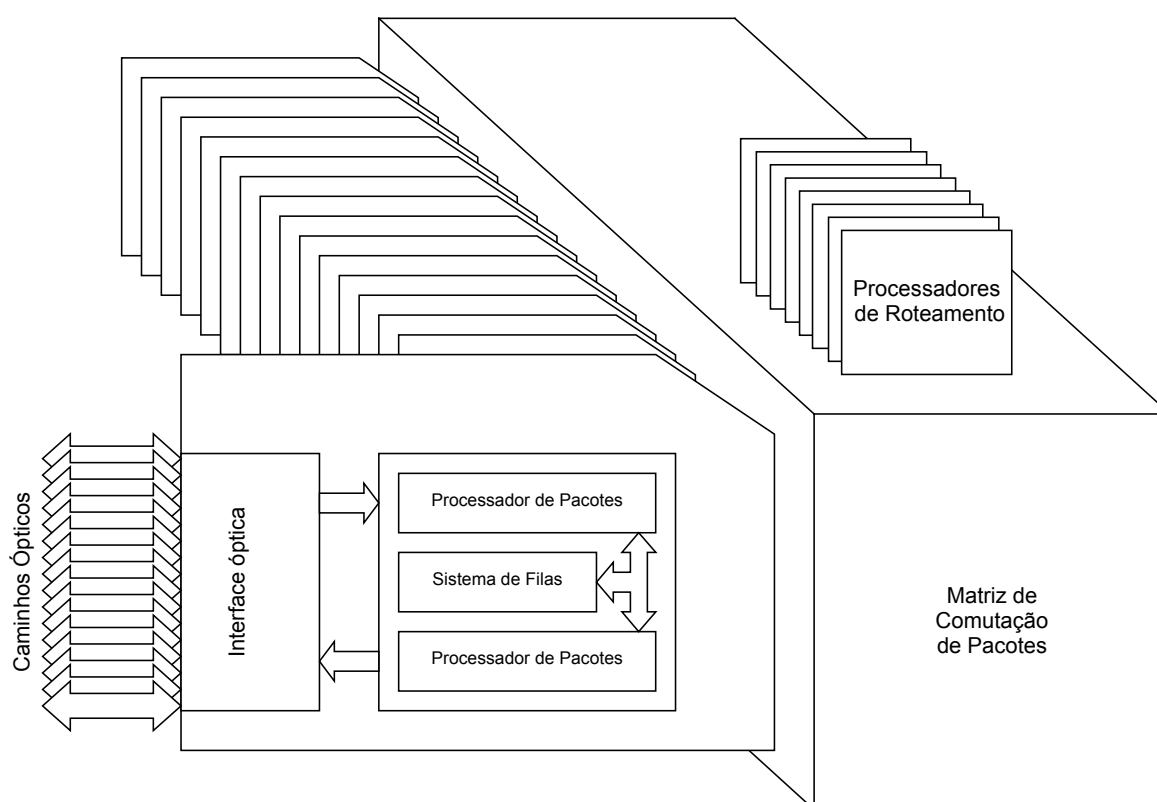


Fig. 1.2: Arquitetura de um roteador IP de alta capacidade composto por três elementos básicos: os cartões de interface com a camada óptica, onde os pacotes de dados são processados e armazenados em filas, uma matriz de comutação, responsável pela comunicação entre os cartões de interface, e os processadores de roteamento IP, responsáveis pelo gerenciamento da distribuição de tráfego.

A camada óptica pode ser classificada em função de sua capacidade de realizar o roteamento transparente de tráfego por comprimentos de onda, sem processamento eletrônico em roteadores intermediários. A categorização da camada óptica de uma

rede WDM segundo sua transparência depende de uma relação entre sua matriz de tráfego e sua topologia virtual. A matriz de tráfego Λ define a capacidade de transmissão de dados requerida, ou demanda de tráfego $\lambda(s,d)$, entre cada par de nós fonte e destino (s,d) da rede [RamBk], e a matriz de topologia virtual define um padrão de interligação totalmente transparente dos nós por caminhos ópticos [Muk96].

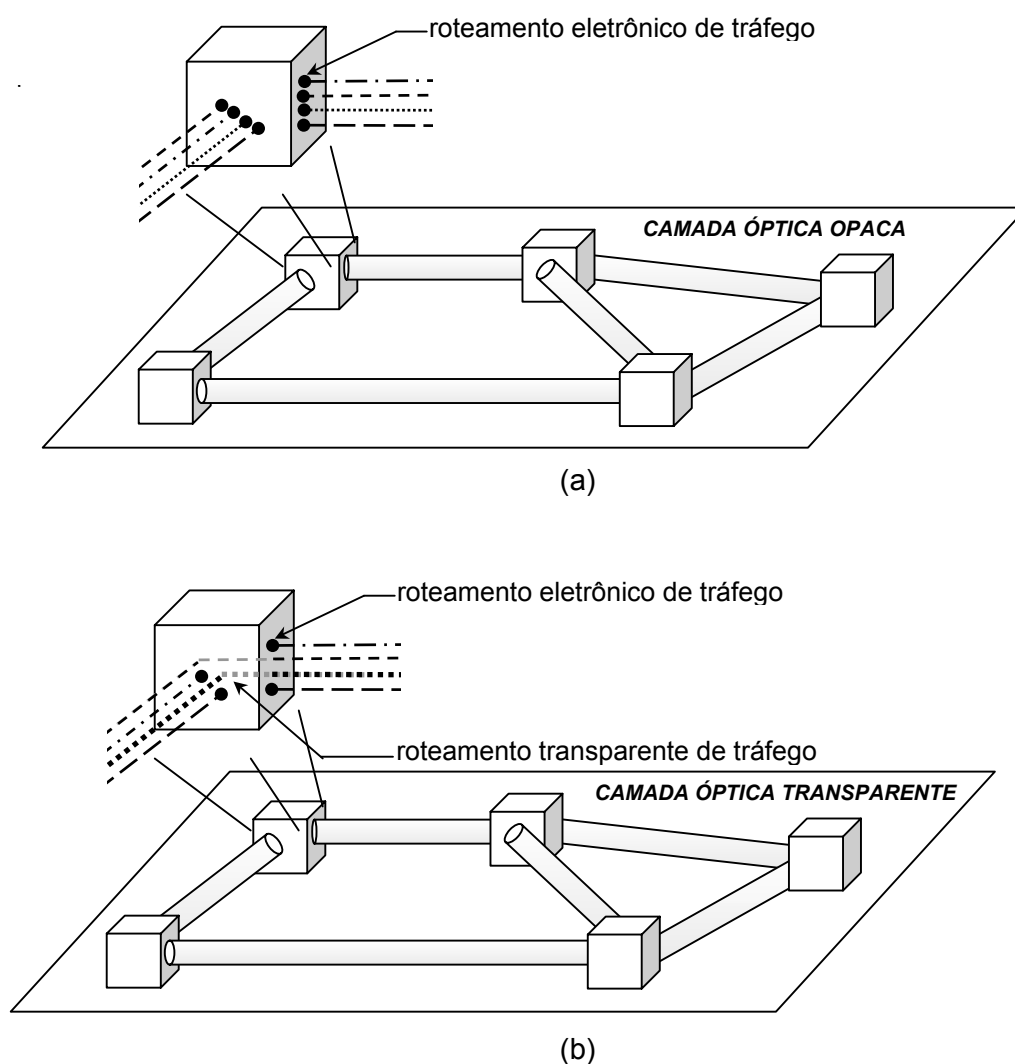


Fig. 1.3: Exemplo de topologias virtuais em uma rede óptica opaca (a), em que não se realiza roteamento por comprimentos de onda, e em uma rede óptica com transparência (b), onde os caminhos ópticos definem conexões (topologia virtual) com extremidades diferentes das estabelecidas pelos enlaces de fibra óptica (topologia física).

A principal característica das redes ópticas WDM com roteamento transparente é a possibilidade de prover rotas de escoamento de tráfego totalmente transparentes entre quaisquer pares de nós. Em redes ópticas chamadas opacas, rotas transparentes só eram possíveis entre nós diretamente conectados por enlaces de fibra óptica, como mostrado na Fig. 1.3 (a).

Nas redes com roteamento transparente, há um certo grau de independência entre a topologia física, composta por enlaces de fibras ópticas conectando fisicamente os nós da rede, e a topologia virtual, composta por caminhos ópticos. Neste caso, a topologia física determina apenas o percurso físico dos caminhos ópticos, e não mais seus nós fonte e destino. Esta propriedade define o conceito de transparência em uma rede óptica com roteamento transparente de tráfego, pois seus caminhos ópticos podem passar de forma transparente, ou seja, sem processamento do conteúdo do tráfego transportado, por múltiplos enlaces físicos e nós intermediários entre os nós fonte e destino, como mostrado na Fig. 1.3 (b).

Caso uma topologia virtual possa interligar de forma transparente todos os pares de nós (s,d) entre os quais há uma demanda de tráfego $\lambda(s,d)$, então é chamada de topologia virtual totalmente transparente. Neste caso, qualquer demanda de tráfego poderia ser transportada em um único salto pela topologia virtual, sendo processada eletronicamente somente no nó destino. Redes ópticas totalmente transparentes podem se tornar soluções caras quando se considera um grande número de nós com uma considerável diversidade de demandas de tráfego, devido ao grande número de caminhos ópticos necessário para o roteamento transparente de todas essas demandas de tráfego da rede. Para exemplificar, uma rede totalmente

transparente com número de nós $N = 14$ pode ter até $N \times (N - 1) = 182$ demandas de tráfego distintas, e requer o mesmo número de caminhos ópticos em uma topologia virtual estática. Caso se adicione a esta rede apenas três novos nós, o crescimento do número de caminhos ópticos requeridos para roteamento de tráfego totalmente transparente é de aproximadamente 50%.

Soluções mais eficientes são encontradas em redes ópticas semitransparentes, onde nem todo o tráfego é escoado de forma totalmente óptica. As redes ópticas WDM semitransparentes são o objeto principal de estudo deste trabalho. Nestas redes, admitem-se rotas para transporte de tráfego de fonte a destino formadas por múltiplos saltos na topologia virtual, onde cada salto corresponde a um caminho óptico percorrido. O tráfego escoado de forma semitr transparente por diversos caminhos ópticos em seqüência, necessariamente sofrerá conversão optoeletrônica e processamento eletrônico em alguns nós intermediários em sua rota fonte-destino, para que seja direcionado de um caminho óptico para outro até seu destino final.

Poderíamos então definir o problema de projeto de topologias virtuais pela seguinte questão: ao se projetar uma rede óptica WDM semitr transparente, entre quais nós da rede haverá conexão direta por caminhos ópticos e qual será a carga de tráfego alocada a cada um desses caminhos ópticos? A solução completa do problema de projeto da topologia virtual deve também conter a distribuição de tráfego pela rede, já que a quantidade de tráfego alocado a cada caminho óptico tem que ser determinada. A contribuição deste trabalho consiste em um modelo original de otimização utilizando programação linear mista – MILP (*mixed-integer linear programming*) para projeto de topologias virtuais de redes ópticas. O modelo

proposto leva em conta algumas características e necessidades atuais de redes de transporte de dados, como por exemplo, minimização da carga de tráfego a ser processada eletronicamente nos nós da rede, controle sobre a capacidade de enlaces lógicos e a heterogeneidade de requisitos de roteamento de tráfego.

As propostas anteriores de modelos para projeto de topologias virtuais de redes ópticas focalizaram principalmente aspectos ligados ao número de caminhos ópticos por nó (grau lógico) e à quantidade de tráfego que lhes é alocada (congestionamento), e também ao comprimento do percurso do tráfego entre seus nós fonte e destino (atraso de propagação), tratando todo o tráfego a ser transportado de maneira homogênea. O tratamento dado ao tráfego, aqui representado por valores médios atribuídos a demandas de tráfego $\lambda(s,d)$, é similar ao de todos os outros trabalhos que abordam o projeto de topologias virtuais utilizando modelos de programação linear.

Modelos propostos anteriormente elegem a minimização do congestionamento, definido como a carga de tráfego alocada ao caminho óptico mais solicitado, como função objetivo do processo de otimização [Ram96] [RamBk] [Siv01] [SteBk]. A minimização do congestionamento tende a distribuir o tráfego entre os caminhos ópticos de maneira uniforme, além de reduzir consideravelmente o tráfego alocado aos caminhos ópticos. Sua escolha como função objetivo é motivada por fatores como maximização do fator de escalonamento das demandas de tráfego, atendendo o melhor possível ao provável crescimento das mesmas [Muk96], ou então pela minimização do atraso médio em filas por caminho óptico, cujo crescimento pode determinar uma situação de vazão de tráfego (*throughput*) muito pequena [RamBk].

Além do congestionamento, outros autores descrevem funções objetivo relacionadas ao atraso sofrido pelos pacotes transmitidos pela rede. Este atraso possui componentes como o atraso em filas nos roteadores e o atraso de propagação pelo enlace óptico [Muk96] [RamBk] [Siv01]. Tais componentes do atraso requerem tratamento matemático muito complexo, ora por determinarem um número muito grande de variáveis inteiras [Siv01], ora por serem não lineares [Muk96], inviabilizando a aplicação de programação linear para modelar o problema de maneira exata para otimização completa.

Quando se considera o atual estágio de desenvolvimento das redes de transporte de alta velocidade, aspectos como a carga de tráfego alocada aos caminhos ópticos ou o atraso de propagação médio tornam-se tão ou menos significativos que a parcela de tráfego que é roteada utilizando recursos da camada eletrônica da rede, já que a capacidade dos roteadores de pacotes é cada vez mais exigida. Tradicionalmente, o grau de desenvolvimento dos sistemas eletrônicos de roteamento de tráfego sempre limitou a velocidade máxima de um enlace óptico [Dho01], o que nos motiva a definir o processamento eletrônico de pacotes nos nós da rede como parâmetro importante no projeto de topologias virtuais. Outro aspecto importante que surgiu com a evolução das redes de comunicações nos últimos anos é o da diversidade de serviços, que podem ser associados a classes de tráfego que possuem requisitos de roteamento diferentes entre si. A distribuição de tráfego em uma topologia virtual deve levar em conta particularidades de cada classe de tráfego, estabelecendo prioridades e regras heterogêneas para a melhor ocupação dos recursos da rede.

A principal contribuição deste trabalho é a realização da otimização exata de

topologias virtuais com a utilização de um modelo de programação linear mista contendo restrições definidas pela quantidade e capacidade dos recursos disponíveis, tanto na camada óptica como na camada eletrônica. Este modelo também possibilita a aplicação de restrições de roteamento diferenciadas por classe de tráfego, buscando levar em conta requisitos heterogêneos de roteamento de pacotes para parcelas distintas de uma mesma demanda de tráfego.

Os resultados do modelo de otimização proposto neste trabalho quantificam parâmetros relacionados à quantidade de tráfego processado eletronicamente na rede. O processamento eletrônico refere-se neste caso exatamente à retransmissão de pacotes em roteadores intermediários, situados entre os múltiplos saltos de rotas semitransparentes disponibilizadas pela topologia virtual. Modelos de otimização de topologias virtuais propostos anteriormente sequer consideravam variáveis ou restrições relacionadas ao processamento eletrônico, levando em conta apenas limites impostos aos recursos da camada óptica, como número de caminhos ópticos chegando ou saindo dos nós e quantidade de tráfego alocado aos caminhos ópticos. Em nossa proposta, a topologia virtual é determinada pela minimização do tráfego processado eletronicamente para retransmissão nos nós da rede, com a possibilidade de serem estabelecidos limites para a capacidade e número de caminhos ópticos por nó. Tais critérios de otimização visam minimizar a diferença obtida entre a solução ótima para o processamento eletrônico de tráfego na rede, considerando recursos limitados na camada óptica e eletrônica, e da solução que corresponde ao menor valor possível para o processamento eletrônico de tráfego (*lower-bound*), determinada por uma hipotética topologia virtual totalmente transparente, onde o tráfego é processado eletronicamente somente em seu nó

destino e onde não há restrições quanto ao número de caminhos ópticos.

Os resultados obtidos comprovam a eficácia do modelo MILP proposto neste trabalho em definir soluções ótimas para o problema de projeto de topologias virtuais e distribuição de tráfego para redes ópticas, sendo sua característica principal o tempo necessário para obtenção da solução ótima, que se revelou extremamente reduzido. É importante citar que o estudo de problemas MILP de otimização de topologias virtuais sempre foi limitado a redes com poucos nós [AhuBk] [Bie95] [Ram96] [Siv01]. Devido a esta complexidade computacional, outros autores que tratam da otimização de topologias virtuais invariavelmente utilizam métodos heurísticos para gerar soluções sub-ótimas, quando o número de nós da rede ultrapassa cerca de uma dezena [Muk94] [Muk96] [Ram96] [RamBk] [MukBk] [SteBk] [Siv01]. O modelo proposto neste trabalho proporcionou, com sucesso:

- a minimização da utilização de recursos da camada eletrônica da rede para retransmissão de pacotes em nós intermediários de rotas com múltiplos saltos, oferecendo soluções para a distribuição de tráfego e topologia virtual com processamento eletrônico bastante próximo ao conseguido em uma topologia virtual totalmente transparente;
- o controle do congestionamento pela imposição de um limite superior para a máxima carga de tráfego a ser alocado aos caminhos ópticos;
- o tratamento heterogêneo das demandas de tráfego $\lambda(s,d)$ com a definição de classes de tráfego e aplicando critérios diferenciados de roteamento por classe.

Os conceitos básicos a respeito do projeto de topologias virtuais e distribuição de tráfego e a reprodução de um modelo clássico de otimização para resolução destes problemas são apresentados detalhadamente no Cap. 2. Estes resultados iniciais, que incluem reproduções de resultados previamente publicados por outros autores, bem como sua extensão e detalhamento para outros casos ainda não publicados, são tomados como base de comparação com os resultados obtidos nos capítulos seguintes. No Cap. 3 é introduzido o conceito de diversidade de classes de tráfego, aplicando-o para resolução do problema de distribuição do tráfego em redes ópticas multiserviço, utilizando como base o modelo reproduzido no Cap. 2. O modelo para projeto de topologias virtuais e roteamento de tráfego, considerado como a maior contribuição deste trabalho, é apresentado no Cap. 4. No Cap. 5 encontra-se um resumo dos comentários aos resultados e às conclusões do estudo apresentado neste trabalho, bem como propostas para investigações futuras.

Capítulo 2

Modelo Clássico para Projeto de Topologias Virtuais

2.1. Introdução

O projeto da topologia virtual de uma rede óptica semitransparente é geralmente definido como um problema de otimização de programação linear mista (MILP – *mixed integer linear programming*) [AhuBk] [MukBk] [RamBk]. Em tais problemas, busca-se uma solução para a matriz de topologia virtual \mathbf{B} , composta por variáveis binárias de decisão b_{ij} . Essas variáveis indicam a existência de um caminho óptico entre os nós (i,j) quando possuem valor unitário, e o contrário quando são nulas. Os resultados de modelos MILP para projetos de topologias virtuais também podem incluir soluções para a distribuição de tráfego pela topologia virtual, bem como para o roteamento e designação de comprimentos de onda a caminhos ópticos.

Diversos modelos de otimização para projeto de topologias virtuais já foram propostos [Ram96] [Siv01] [MukBk] [RamBk] [SteBk]. O modelo para o projeto de topologias virtuais descrito a seguir foi proposto por Ramaswami *et al* em [Ram96]. Este modelo foi escolhido como base de comparação devido a:

- ter servido de base para vários outros artigos previamente publicados [Miy98] [Ban00] [Dut02] [Gros01] [Muk03] [Sab03] [Cop03], apresentando similaridade com estes trabalhos no que diz respeito ao citado modelo MILP para otimização de topologias virtuais;
- possuir resultados e formulação suficientemente detalhados [Ram96] para

sua reprodução e posterior avaliação de outros estudos de casos não publicados;

- apresentar um melhor desempenho em termos de tempo de computação dos problemas abordados nos estudos de caso, principalmente se comparado a [Siv01], também reproduzido, mas não incluído no conteúdo deste trabalho por não preencher o requisito a seguir;
- apresentar similaridade de objetivos e escopo com este trabalho, pois propõe um modelo para projeto de topologias virtuais, que coloca a distribuição de tráfego como fator primordial para a definição da topologia virtual ótima. Outros modelos chegam a incluir roteamento físico e coloração de caminhos ópticos como parte de sua solução, o que gera problemas de complexidade computacional muito maior [Siv01].

A formulação de um modelo de programação linear mista [AhuBk] é composta por variáveis reais e inteiras, grupos de inequações lineares que definem restrições ao valor destas variáveis, e uma função objetivo que, nos modelos descritos neste trabalho, pretende-se minimizar. Podem ser obtidas diversas soluções que satisfazem as restrições, chamadas soluções viáveis, mas a solução pretendida para o problema é a que resulta no menor valor possível para a função objetivo. Tal solução é chamada solução ótima, sendo que qualquer outra solução viável que não corresponda à minimização absoluta da função objetivo é denominada solução sub-ótima.

Em todos os trabalhos anteriores, tais problemas de otimização sempre foram

apontados como intratáveis com os recursos computacionais disponíveis atualmente, devido ao crescimento exagerado do tempo de processamento computacional requerido na otimização de acordo com o crescimento do número de nós da rede sob análise. A solução para redes com mais de dez nós é geralmente obtida por métodos heurísticos, capazes apenas de fornecer soluções sub-ótimas apenas. A avaliação de tais soluções requer referenciais de comparação de mínimo e máximo absolutos, obtidos analiticamente ou por métodos baseados em buscas parciais [Ram96].

A maior contribuição deste trabalho é um modelo MILP capaz de fornecer soluções ótimas em um intervalo de tempo reduzido para redes de até 32 nós, em contraste ao modelo clássico reproduzido neste capítulo, que oferece resultados ótimos apenas para redes pequenas. Os resultados obtidos com a aplicação do modelo clássico foram utilizados com o propósito de balizar o desenvolvimento de novos recursos em modelos de otimização aplicados ao projeto de redes ópticas, como a diferenciação do tráfego em classes, proposta no Cap. 3, e oferecer boas soluções sub-ótimas para comparação com os resultados mostrados no Cap. 4.

Os dados de entrada da formulação descrita a seguir são a matriz de tráfego Λ com elementos reais $\lambda(s,d)$ e a matriz de topologia física \mathbf{D} , com elementos $\mathbf{d(m,n)}$. Cada elemento $\mathbf{d(m,n)}$ especifica o comprimento do enlace físico que interliga diretamente o par de nós (m,n) . Caso $\mathbf{d(m',n')}$ seja indeterminado, considera-se que não há enlace físico interligando diretamente o par (m',n') . As principais variáveis do problema, além das variáveis de topologia virtual b_{ij} são:

- λ_{ij} : tráfego transportado pelo caminho óptico que interliga os nós (i,j) ;

- λ_{ijsd} : parcela de tráfego da demanda $\lambda(s,d)$ que é transportada pelo caminho óptico que interliga os nós (i,j) .

Vale observar que em redes totalmente transparentes, o roteamento de uma determinada demanda de tráfego $\lambda(s',d')$ é feito por apenas um componente $\lambda_{s'd's'd'}$, alocado a um caminho óptico dedicado que interliga diretamente o par (s',d') . A existência de componentes do tipo $\{ \lambda_{ijsd} / i \neq s \text{ e } j \neq d \}$ é definida apenas para redes semitransparentes, que admitem que o roteamento das demandas de tráfego seja feito por uma concatenação de diversos caminhos ópticos, constituintes da topologia virtual da rede.

O roteamento de tráfego realizado pelo modelo clássico permite bifurcações, o que nem sempre é desejável, especialmente no caso de aplicações sensíveis a atraso relativo entre pacotes (*jitter*). É possível inserir restrições que garantam que o tráfego roteado não sofra bifurcações, como descrito no modelo proposto no Cap. 4, mas que não fazem parte do modelo clássico conforme [Ram96]. Neste caso, os componentes de tráfego são definidos na formulação pelo produto de uma variável inteira $b_{ijs'd'}$ pela demanda de tráfego correspondente $\Lambda(s',d')$. Como o tráfego é roteado sem bifurcações, os componentes de tráfego só podem assumir dois valores, 0 ou $\Lambda(s',d')$, respectivamente para $b_{ijs'd'} = 0$ ou $b_{ijs'd'} = 1$. Assim, as variáveis b_{ijsd} são variáveis binárias de decisão [AhuBk], indicando se uma determinada demanda de tráfego utiliza ($b_{ij'} = 1$) ou não ($b_{ij'} = 0$) um caminho óptico que interliga (i',j') em seu percurso entre os nós fonte e destino.

A Fig. 2.1 mostra um exemplo do roteamento da demanda de tráfego $\lambda(1,3)$ em uma

rede de quatro nós utilizando três caminhos ópticos, representados pelas setas interligando os pares de nós (1,3), (1,2) e (2,3), que transportam respectivamente os componentes de tráfego λ_{1313} , λ_{1213} e λ_{2313} . A formulação estabelece as seguintes relações entre essas variáveis:

$$\lambda(1,3) = \lambda_{1313} + \lambda_{1213} \quad (2.1)$$

$$\lambda(1,3) = \lambda_{1313} + \lambda_{2313} \quad (2.2)$$

$$\lambda_{1213} = \lambda_{2313} \quad (2.3)$$

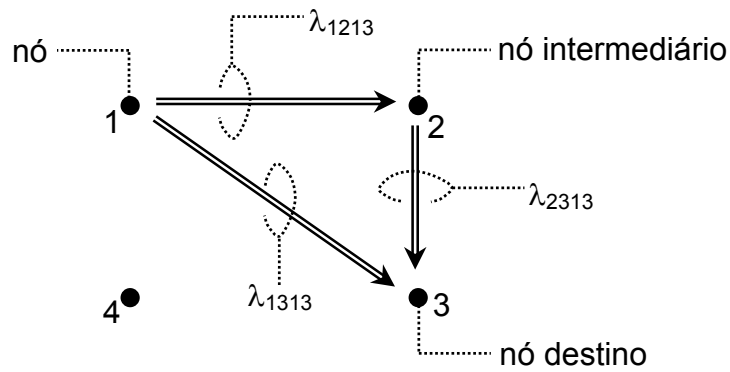


Fig. 2.1: Caminhos ópticos que transportam os componentes λ_{1313} , λ_{1213} e λ_{2313} da demanda de tráfego $\lambda(1,3)$, em uma rede de quatro nós.

Considerando ainda os caminhos ópticos da rede mostrada na Fig. 2.1, é importante ressaltar que, quando a parcela de tráfego de $\lambda(1,3)$, representada pelo componente λ_{1213} , chega ao nó intermediário 2, é então convertida para o domínio elétrico e processada eletronicamente, para depois ser direcionada para o caminho óptico seguinte, quando passa a ser o componente λ_{2313} . Dessa forma, a parcela de tráfego de $\lambda(1,3)$ definida pelos componentes λ_{1213} e λ_{2313} é roteada de forma não-transparente, ao contrário do componente λ_{1313} . Em uma rede totalmente transparente, $\lambda(1,3) = \lambda_{1313}$, ou seja, a demanda seria transportada inteiramente pela única rota totalmente transparente que interliga o par (1,3).

2.2. Formulação do Modelo Clássico

Após essas considerações iniciais, pode-se descrever a forma geral das restrições e da função objetivo que compõem o problema de otimização. As restrições do problema de otimização são equações e inequações que definem relações entre variáveis e estabelecem restrições aos seus valores. Apesar de muitas vezes as equações serem apenas definições de determinadas variáveis em função de outras, também serão denominadas de restrições, seguindo a terminologia utilizada em vários trabalhos sobre otimização aplicada ao projeto de redes de comunicação [AhuBk] [RamBk] [MukBk].

2.2.1. Declaração da Função Objetivo

Primeiramente deve-se especificar a função objetivo, que neste caso é o congestionamento λ_{MAX} , bem como sua relação com a otimalidade da solução. Neste modelo, como se pretende achar a solução que corresponda à minimização do congestionamento, a função objetivo deve ser declarada da seguinte forma:

$$\text{Minimize } (\lambda_{MAX}) \quad (2.4)$$

2.2.2. Restrições de Conservação de Tráfego

Há dois tipos de restrições de conservação de tráfego.

- Tipo 1: É dado um par de nós (s,d) com uma demanda de tráfego $\lambda(s,d)$. Os componentes λ_{ijsd} dessa demanda de tráfego devem obedecer aos seguintes subgrupos de restrições, de tal forma que:

- Subgrupo 1: A soma de todos os componentes λ_{ijsd} que saem do nó s é igual a $\lambda(s,d)$;
- Subgrupo 2: A soma de todos os componentes λ_{ijsd} que chegam no nó d é igual a $\lambda(s,d)$;
- Subgrupo 3: A soma dos componentes λ_{kjsd} que saem de um nó intermediário $k \notin \{s,d\}$ é igual à soma dos componentes λ_{iksd} que chegam a este nó.

Podendo ser representadas pela seguinte expressão:

$$\sum_j \lambda_{ijsd} - \sum_j \lambda_{jisd} = \begin{cases} \lambda(s,d) & \text{se } s = i \\ -\lambda(s,d) & \text{se } d = i \\ 0 & \text{se } s \neq i, d \neq i \end{cases} \quad (2.5)$$

- Tipo 2: Definição das variáveis λ_{ij} e função de seus componentes λ_{ijsd} . O carregamento num caminho óptico λ_{ij} deve ser igual à soma dos componentes λ_{ijsd} que o atravessam:

$$\lambda_{ij} = \sum_{s,d} \lambda_{ijsd}, \forall (i,j) \quad (2.6)$$

2.2.3. Restrições de Limitação de Fluxo

Essas restrições impõem limites aos componentes de tráfego λ_{ijsd} , que não devem exceder a demanda $\lambda(s,d)$ que os origina (Tipo 1), além de definir o congestionamento λ_{MAX} em função do tráfego alocado aos caminhos ópticos λ_{ij} (Tipo 2).

- Tipo 1: Cada componente λ_{ijsd} não deve ser maior que a sua demanda de tráfego de origem $\lambda(s,d)$, caso o caminho óptico que a transporta exista ($b_{ij} = 1$). Caso $b_{ij} = 0$ (caminho óptico inexistente entre i e j), o componente λ_{ijsd} em questão é nulo:

$$\lambda_{ijsd} \leq b_{ij} \cdot \lambda(s,d) \quad (2.7)$$

- Tipo 2: Definição do congestionamento. Os fluxos de tráfego λ_{ij} nos caminhos ópticos não devem exceder o congestionamento da rede λ_{MAX} (tráfego no caminho óptico mais carregado):

$$\lambda_{ij} \leq \lambda_{max} \quad (2.8)$$

2.2.4. Restrições de Atraso

O atraso sofrido pelos pacotes de dados que trafegam pela rede possuem basicamente dois componentes [Muk96], o atraso de propagação, proporcional à distância percorrida pelos caminhos ópticos, e o atraso em filas nos roteadores eletrônicos.

O tráfego $\lambda_{ij'}$ entregue por um caminho óptico ao nó j' deve ser processado eletronicamente para que se defina seu próximo destino. O processamento eletrônico de tráfego envolve geralmente o armazenamento de pacotes em filas, o que acarreta atraso adicional, além do atraso de propagação. O atraso médio em filas em uma rede de comunicação de dados foi objeto de estudo de importantes trabalhos [Jac57] [Ger77] [KleBk], que utilizam modelos de rede compostos por filas

independentes do tipo M/M/1. Tais considerações resultam em um tratamento analítico simples para o problema de determinação do atraso médio em filas por caminho óptico. É importante observar que sistemas de filas que representam redes de comunicações de maneira mais exata são geralmente intratáveis analiticamente [KleBk]. Segundo [Jac57] [Ger77] [KleBk] [Muk96] [Ram96], o atraso médio em filas Q_{ij} [segundos/pacote] referente à carga de tráfego L_{ij} [pacotes/segundo] alocada a um caminho óptico de capacidade $C(i,j)$ [bits/segundo], é definida pela seguinte equação, sendo $1/\mu$ o comprimento médio dos pacotes de dados em [bits/pacote]:

$$Q_{ij} = \frac{1}{\mu C(i,j) - L_{ij}} \quad (2.9)$$

Em trabalhos que tratam do projeto de topologias virtuais segundo o modelo clássico [Ram96] [RamBk] ou outros modelos [Muk94] [Muk96] [MukBk] [Siv01], o atraso de propagação é considerado dominante quando os caminhos ópticos são utilizados abaixo de sua capacidade e os enlaces físicos são longos, como no caso de uma rede de transporte de dados de dimensões continentais. A própria minimização do congestionamento colabora para que os caminhos ópticos não sejam sobrecarregados, já que promove, embora não totalmente, a redução dos valores de λ_{ij} . A redução do atraso em filas aumenta a vazão de tráfego na rede (*throughput*), que poderia ser considerada nula caso $\lambda_{ij} = C(i,j)$, já que isso determina $Q_{ij} \rightarrow \infty$ segundo a Eq. 2.9. Como nosso propósito neste capítulo é o de reproduzir o modelo clássico [Ram96], as restrições de atraso serão definidas igualmente apenas em função do atraso de propagação.

As restrições de atraso permitem a limitação do atraso médio de propagação

introduzido pela transmissão das demandas de tráfego pelas rotas determinadas no processo de otimização. Para controlar o atraso médio, impõe-se um limite superior ao resultado de um somatório cujos termos são o tráfego de cada componente λ_{ijsd} multiplicado pelo atraso de propagação d_{ij} , relativo à transmissão deste componente de tráfego por um caminho óptico que interliga os nós (i,j) . Cada uma destas restrições se refere a uma demanda de tráfego $\lambda(s,d)$.

O modelo clássico estabelece a escolha da rota física mais curta como critério de roteamento de comprimentos de onda. Assim sendo, as variáveis d_{ij} são constantes reais pré-definidas, obtidas a partir dos elementos $d(m,n)$ da matriz de topologia física **D**, como explicado na próxima seção. Isso evita que as restrições de atraso possuam produtos de variáveis, o que tornaria o modelo não linear.

A Eq. 2.10 define o grupo de restrições de atraso da formulação do modelo clássico. O termo à direita das restrições de atraso é o produto de três fatores: o atraso associado à maior das rotas mais curtas entre os pares (i,j) de nós da rede d_{MAX} , a demanda de tráfego $\lambda(s,d)$, e o parâmetro de atraso α .

$$\sum_{i,j} \lambda_{ijsd} \cdot d_{ij} \leq \lambda(s,d) \cdot \alpha \cdot d_{\max} \quad (2.10)$$

Variando o parâmetro de atraso α , podemos limitar o comprimento físico médio (ponderado pelo tráfego) da rota selecionada entre os nós fonte e destino das demandas de tráfego [Ram96]. Assim, este parâmetro permite o controle restrito ou então a relaxação ($\alpha = \infty$) das restrições sobre o atraso de propagação médio de cada demanda de tráfego.

2.2.5. Restrições de Grau Lógico

O grau lógico de saída e entrada dos nós deve ser menor ou igual a Δ . Isso é expresso por dois subgrupos de desigualdades. Em um subgrupo se relaciona a quantidade total de caminhos ópticos que saem de um nó com grau Δ e no outro a quantidade total de caminhos ópticos que entram em um nó com esse mesmo grau.

$$\sum_i b_{ij} = \Delta; \forall j \quad (2.11)$$

$$\sum_j b_{ij} = \Delta; \forall i \quad (2.12)$$

2.2.6. Restrições ao Valor das Variáveis

Em razão de não se admitir tráfego negativo nesta formulação, λ_{ij} , λ_{ijsd} e λ_{MAX} devem ser maiores ou iguais a zero.

$$\lambda_{ij} \geq 0 \quad (2.13)$$

$$\lambda_{ijsd} \geq 0 \quad (2.14)$$

$$\lambda_{MAX} \geq 0 \quad (2.15)$$

As variáveis b_{ij} (existência: $b_{ij} = 1$, ou não: $b_{ij} = 0$, de um caminho óptico entre i e j) são binárias, portanto, numa restrição representada com base em um intervalo contínuo de valores, devem pertencer ao intervalo fechado $[0,1]$.

$$b_{ij} \geq 0 \quad (2.16)$$

$$b_{ij} \leq 1 \quad (2.17)$$

$$b_{ij} \in I \quad (2.18)$$

2.3. Estudo de Caso

Para melhor compreensão de cada um dos grupos de restrições, descritos em suas formas gerais na seção anterior, realiza-se um estudo de caso onde cada tipo de restrição em sua forma final e seu significado são exemplificados com detalhes. Para tanto, adota-se uma rede de seis nós idêntica à analisada em [Ram96], cuja topologia física está representada na Fig. 2.2, considerando os segmentos de reta não orientados como sendo enlaces ópticos bidirecionais interligando os nós localizados em suas extremidades. A seguir estão as matrizes de tráfego (Tab. 2.1) e de topologia física (Tab. 2.2) da rede mostrada na Fig. 2.2.

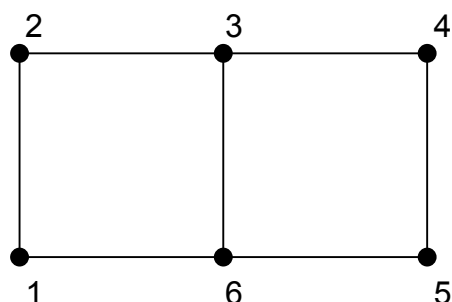


Fig. 2.2: Topologia física da rede de 6 nós estabelecida como estudo de caso.

(s , d)	1	2	3	4	5	6
1	-	0.537	0.524	0.710	0.803	0.974
2	0.391	-	0.203	0.234	0.141	0.831
3	0.060	0.453	-	0.645	0.204	0.106
4	0.508	0.660	0.494	-	0.426	0.682
5	0.480	0.174	0.522	0.879	-	0.241
6	0.950	0.406	0.175	0.656	0.193	-

Tab. 2.1: Matriz de tráfego Λ da rede de seis nós sob análise.

(i , j)	1	2	3	4	5	6
1	-	800	-	-	-	1000
2	800	-	1500	-	-	-
3	-	1500	-	1000	-	600
4	-	-	1000	-	500	-
5	-	-	-	500	-	1500
6	1000	-	600	-	1500	-

Tab. 2.2: Matriz de topologia física D da rede de seis nós sob análise.

Para esta rede são definidos os seguintes grupos de restrições, sob as condições descritas na seção anterior. A declaração da função objetivo é feita da mesma forma que a demonstrada na subseção 2.2.1, portanto não será detalhada adiante.

2.3.1. Restrições de Conservação de Tráfego

As restrições de conservação de tráfego serão apresentadas a seguir conforme a divisão em tipos e subgrupos definidos na seção 2.2.

- Restrições de Conservação de Tráfego do Tipo 1

Sendo $s = 1$ e $d = 2$ os nós fonte e destino respectivamente de uma demanda de tráfego $\lambda(1,2) = 0.537$, as restrições para λ_{ijsd} são:

- Subgrupo 1: $s = i$

$$\lambda_{1212} + \lambda_{1312} + \lambda_{1412} + \lambda_{1512} + \lambda_{1612} = 0.537 \quad (2.19)$$

Nesta restrição são incluídos todos os componentes de tráfego que passam por caminhos ópticos b_{1j} originados por uma demanda $\lambda(1,2)$. Veja na Fig. 2.3 quais os componentes considerados. Esses componentes de tráfego têm um ponto em comum: todos saem de $s = i = 1$. Observe que a condição $s = i = 1$ determina que os componentes λ_{1j12} analisados têm como nó inicial (i) o mesmo nó fonte da demanda de tráfego (s). A soma desses componentes deve ser igual à demanda de tráfego $\lambda(1,2) = 0.537$.

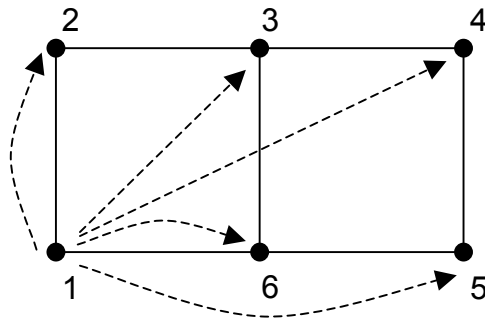


Fig. 2.3: Componentes de tráfego λ_{ijsd} da restrição de conservação de tráfego do tipo 1 / subgrupo 1 aplicada ao caso $s = i = 1$ e $d = 2$.

- Subgrupo 2: $d = j$

$$-\lambda_{1212} - \lambda_{3212} - \lambda_{4212} - \lambda_{5212} - \lambda_{6212} = -0.537 \quad (2.20)$$

Nesta restrição são incluídos todos os componentes de tráfego que passam por caminhos ópticos b_{i2} originados pela demanda $\lambda(1,2)$. Esses componentes têm um ponto em comum: todos chegam em $d = j = 2$. Novamente vale citar que a condição $d = j = 2$ determina que os componentes λ_{i212} analisados têm como nó final (j) o

mesmo nó destino (d) da demanda de tráfego em questão. A soma desses componentes deve ser igual à demanda $\lambda(1,2) = 0.537$. O sinal negativo antes de cada termo da restrição se deve ao fato de que os componentes λ_{i212} e a demanda $\lambda(1,2)$ estão chegando ao nó 2 (convenção). Veja na Fig. 2.4 quais os componentes considerados:

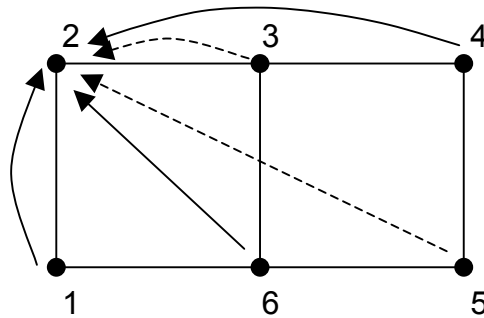


Fig. 2.4: Componentes de tráfego $\lambda_{ij\text{sd}}$ da restrição de conservação de tráfego do subgrupo 2 aplicada ao caso $s = 1$ e $d = j = 2$.

- Subgrupo 3: $k \neq s \neq d$ e $i \neq d$ e $j \neq s$

Nestas restrições estão incluídos todos os componentes de tráfego que saem e que entram num determinado nó $k \neq s \neq d$, ou seja, um nó intermediário, nem fonte e nem destino, da demanda em questão $\lambda(s,d)$. Tomando como exemplo o nó 3, temos a seguinte restrição:

$$\lambda_{3212} + \lambda_{3412} + \lambda_{3512} + \lambda_{3612} - \lambda_{1312} - \lambda_{4312} - \lambda_{5312} - \lambda_{6312} = 0 \quad (2.22)$$

Observe que a restrição (a) não tem os termos λ_{3112} nem λ_{2312} , pois não faz sentido que o nó s (fonte da demanda de tráfego $\lambda(1,2)$), receba um componente da demanda de tráfego gerada nele mesmo, e nem que o nó d (destino da demanda de tráfego $\lambda(1,2)$) seja o início de um componente de tráfego destinado a ele ($i \neq d$ e $j \neq s$). Veja na Fig. 2.5 os componentes incluídos na Eq. 2.22:

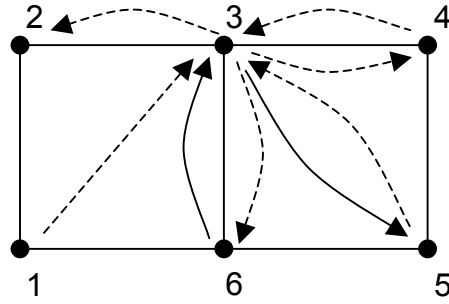


Fig. 2.5: Componentes de tráfego λ_{ijsd} da restrição de conservação de tráfego (a) do subgrupo 3 aplicada ao caso $s \neq d \neq 3$, respeitando a condição $i \neq d$ e $j \neq s$.

As restrições do subgrupo 3 asseguram que um nó intermediário não adiciona e nem retira tráfego da rede devido à demanda $\lambda(s,d)$, pois ele não é fonte e nem destino de tráfego desta demanda específica.

A minimização do congestionamento sujeita às restrições de conservação de tráfego do tipo 1 proporciona soluções ótimas com distribuição de tráfego inválidas, o que caracteriza uma falha do modelo clássico. As soluções obtidas para a distribuição de tráfego pela topologia virtual podem apresentar ciclos, em que componentes de tráfego espúrios aparecem. Tomemos a Fig. 2.5 como exemplo hipotético de uma solução ótima de distribuição de tráfego, em que a demanda $\lambda(1,2)$ é roteada de fonte a destino pelos componentes λ_{1312} e λ_{3212} . As restrições de conservação de tráfego do tipo 1 são incapazes de garantir que componentes de tráfego que formam ciclos, por exemplo, λ_{3512} e λ_{5312} sejam não nulos, mas apenas que possuam o mesmo valor.

Estes ciclos podem ocorrer entre quaisquer nós que não sejam fonte ou destino do tráfego ($k \neq s \neq d$), ou nós intermediários, estando intimamente associados às

variáveis que compõem o subgrupo 3 de restrições descrito anteriormente nesta mesma subseção. Como as restrições do subgrupo 3 garantem apenas que a quantidade de tráfego que chega ao nó seja igual à quantidade de tráfego que sai do nó, estes componentes espúrios que formam os ciclos podem aparecer, desde que sejam da mesma intensidade para satisfazer esta restrição.

No modelo proposto neste trabalho, descrito no Capítulo 4, a função objetivo não é o congestionamento, e sim o somatório dos componentes de tráfego que partem e chegam aos nós intermediários $k \neq s \neq d$. A minimização desta nova função objetivo garante a inexistência de componentes espúrios formando ciclos na solução de distribuição de tráfego, pois somente os componentes essenciais para o transporte das demandas permanecem ao fim do processo de otimização.

- Restrições de Conservação de Tráfego do Tipo 2

As restrições de conservação de tráfego do tipo 2, que definem as variáveis λ_{ij} em função de seus componentes $\lambda_{ij\text{sd}}$, estão exemplificadas a seguir para $i = 1$ e $j = 2$. Neste caso, dado um caminho óptico entre $i = 1$ e $j = 2$, a soma de todos os componentes que são transportados pelo mesmo é igual ao tráfego total λ_{12} desse caminho óptico:

$$\begin{aligned} \lambda_{1212} + \lambda_{1213} + \lambda_{1214} + \lambda_{1215} + \lambda_{1216} + \lambda_{1232} + \lambda_{1242} + \lambda_{1252} + \lambda_{1262} + \lambda_{1234} + \lambda_{1235} + \quad (2.23) \\ \lambda_{1236} + \lambda_{1243} + \lambda_{1245} + \lambda_{1246} + \lambda_{1253} + \lambda_{1254} + \lambda_{1256} + \lambda_{1263} + \lambda_{1264} + \lambda_{1265} - \lambda_{12} = 0 \end{aligned}$$

As outras restrições de conservação de tráfego do tipo 2 referentes aos demais pares (i,j) obedecem aos mesmos princípios.

2.3.2. Restrições de Limitação de Fluxo

- Restrições de Limitação de Fluxo do Tipo 1

As restrições de limitação de fluxo do tipo 1 definem o congestionamento, garantindo que o carregamento dos caminhos ópticos esteja sempre abaixo ou equiparado à principal variável do sistema, o congestionamento. Temos a seguir a restrição para o par $(i,j) = (1,2)$:

$$\lambda_{12} - \lambda_{MAX} \leq 0 \quad (2.24)$$

- Restrições de Limitação de Fluxo do Tipo 2

As restrições de limitação de fluxo do tipo 2 garantem que os componentes de tráfego $\lambda_{ijs'd'}$ sejam menores ou iguais à demanda de origem $\lambda(s',d')$. Tomando como exemplo o componente λ_{1212} da demanda $\lambda(1,2) = 0.537$ (Tab. 2.1), uma restrição deste tipo pode ser escrita como a seguir.

$$\lambda_{1212} - 0.537 b_{12} \leq 0 \quad (2.25)$$

Esse grupo de restrições relaciona os componentes de tráfego com as variáveis de topologia virtual: se um caminho óptico não existe ($b_{ij} = 0$) não se pode escoar tráfego por ele ($\Rightarrow \lambda_{ijs'd'} = 0, \forall (s,d)$). Caso um caminho óptico exista ($b_{ij} = 1$), o limite superior para um componente $\lambda_{ijs'd'}$ será o valor definido na matriz de tráfego para a demanda $\lambda(s',d')$.

2.3.3. Restrições de Atraso

Tomando-se os nós $s = 1$, $d = 2$ e $\alpha = 1$, analisaremos a restrição de atraso, correspondente à demanda de tráfego $\lambda(1,2)$, colocada abaixo:

$$\begin{aligned}
 &800\lambda_{1212} + 1600\lambda_{1312} + 2600\lambda_{1412} + 2500\lambda_{1512} + 1000\lambda_{1612} + 1500\lambda_{3212} + \\
 &2500\lambda_{4212} + 3000\lambda_{5212} + 1800\lambda_{6212} + 1000\lambda_{3412} + 1500\lambda_{3512} + 600\lambda_{3612} + \\
 &1000\lambda_{4312} + 500\lambda_{4512} + 1600\lambda_{4612} + 1500\lambda_{5312} + 500\lambda_{5412} + 1500\lambda_{5612} + \\
 &600\lambda_{6312} + 1600\lambda_{6412} + 1500\lambda_{6512} \leq 1611
 \end{aligned} \tag{2.26}$$

O coeficiente dos termos à esquerda ($d(i,j)$) é definido pelo atraso do caminho óptico mais “rápido” (de menor atraso) que liga i a j . O termo à direita é proporcional ao produto do caminho mais “lento” (de maior atraso) dentre os admitidos como solução (critério de menor percurso possível) pela demanda de tráfego $\lambda(1,2)$. A proporcionalidade é dada pela constante α , como descrito na seção 2.2.3. Analisando esta restrição, onde $s = 1$ e $d = 2$, teremos seus termos divididos em três categorias:

- categoria 1: conjunto de caminhos saindo de $s = i = 1$:

$$\{ 800\lambda_{1212}, 1600\lambda_{1312}, 2600\lambda_{1412}, 2500\lambda_{1512}, 1000\lambda_{1612} \} \tag{2.27}$$

- categoria 2: conjunto de caminhos chegando a $d = j = 2$:

$$\{ 800\lambda_{1212}, 1500\lambda_{3212}, 2500\lambda_{4212}, 3000\lambda_{5212}, 1800\lambda_{6212} \} \tag{2.28}$$

- categoria 3: conjunto de caminhos interligando os nós intermediários, onde $i \neq d$ e $j \neq s$:

$$\{ 1000\lambda_{3412}, 1500\lambda_{3512}, 600\lambda_{3612}, 1000\lambda_{4312}, 500\lambda_{4512}, 1600\lambda_{4612}, \quad (2.29)$$

$$1500\lambda_{5312}, 500\lambda_{5412}, 1500\lambda_{5612}, 600\lambda_{6312}, 1600\lambda_{6412}, 1500\lambda_{6512} \}$$

A categoria 3 não inclui parcelas de tráfego do tipo λ_{kjsk} ($i = d = k$) ou λ_{ikkd} ($j = s = k$), pois não faz sentido que o nó destino de uma demanda $\lambda(s,d)$ esteja enviando informação destinada a ele mesmo e que o nó fonte de uma demanda $\lambda(s,d)$ esteja recebendo informação enviada por ele mesmo. Podemos observar na Fig. 2.6 as rotas possíveis entre os nós $i = 1$ e $j = 2$. A Tab. 2.3 mostra o atraso de cada uma destas rotas.

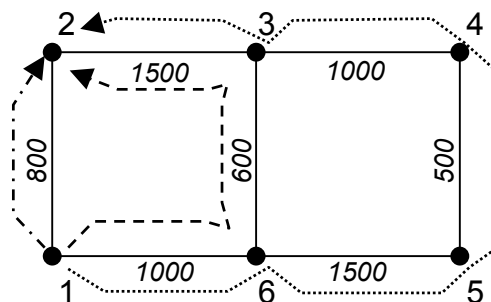


Fig. 2.6: Rotas possíveis para o caminho óptico que sai de $i = 1$ e chega em $j = 2$ na topologia física da rede em estudo.

Rotas	Atraso
$1 \rightarrow 2$	800
$1 \rightarrow (6) \rightarrow (3) \rightarrow 2$	3100
$1 \rightarrow (6) \rightarrow (5) \rightarrow (4) \rightarrow (3) \rightarrow 2$	5500

Tab. 2.3: Rotas possíveis para o caminho óptico que sai de $i = 1$ e chega em $j = 2$ com seus respectivos atrasos.

Para compor o primeiro termo $d_{12} \cdot \lambda_{1212} = 800 \lambda_{1212}$ da restrição mostrada na Eq. 2.26, determina-se d_{12} com o critério de escolha da rota mais rápida possível. Neste caso, segundo a Tab. 2.3, a opção apropriada seria o enlace $1 \rightarrow 2$, que tem atraso $d_{12} = 800$. Neste caso, a rota física mais rápida possível para o caminho óptico em questão coincidiu com o enlace que liga diretamente esses dois nós, o que nem sempre ocorre, dependendo da topologia física. Para se obter o limite de atraso, termo à direita das restrições de atraso, deve-se determinar o maior caminho dentre os admitidos como solução, obedecendo ao critério de menor percurso possível para os caminhos ópticos [Ram96].

(i, j)	1	2	3	4	5	6
1	-	800	1600	2600	2500	1000
2	800	-	1500	2500	3000	1800
3	1600	1500	-	1000	1500	600
4	2600	2500	1000	-	500	1600
5	2500	3000	1500	500	-	1500
6	1000	1800	600	1600	1500	-

Tab. 2.4: Comprimento dos percursos dos caminhos ópticos admitidos como soluções possíveis.

Para a rede em questão, os atrasos correspondentes às menores rotas possíveis entre os pares (i,j) são mostradas na Tab. 2.4, o que determina que dentre essas rotas físicas a maior é $2 \leftrightarrow 5$ (em negrito), conseqüentemente, $d_{MAX} = 3000$. Sabendo o valor de d_{MAX} , o termo da direita da restrição de atraso para $\alpha = 1$, $s = 1$ e $d = 2$ é então dado por:

$$d_{MAX} \cdot \lambda(s,d) \cdot \alpha = 3000 \times 0.537 \times 1 = 1611 \quad (2.30)$$

Fazendo a mesma análise para todos os outros pares (s,d), podem ser obtidas as outras restrições desse grupo.

2.3.4. Restrições de Grau Lógico

As restrições relativas ao grau de entrada ou saída dos nós são expressas respectivamente como a soma dos elementos de cada coluna ou linha da matriz de topologia virtual b_{ij} . A seguir está um exemplo das restrições de grau lógico para o nó 1, considerando $\Delta_l = 1$.

- Restrição de Grau Lógico de Saída do nó 1:

$$b_{12} + b_{13} + b_{14} + b_{15} + b_{16} \leq 1 \quad (2.31)$$

- Restrição de Grau Lógico de Entrada no nó 1:

$$b_{21} + b_{31} + b_{41} + b_{51} + b_{61} \leq 1 \quad (2.32)$$

2.3.5. Restrições ao Valor das Variáveis

Quanto às variáveis de tráfego λ_{ijsd} e λ_{ij} , dada a sua condição de não-negatividade, obtém-se as seguintes restrições, considerando (s,d) = (1,2) e (i,j) = (1,2):

$$\lambda_{1212} \geq 0; \quad \lambda_{12} \geq 0 \quad (2.33)$$

Quanto às variáveis de topologia lógica b_{ij} , devido à sua natureza binária ($b_{ij} \in \{0,1\}$), devem ser declaradas como inteiras e pertencentes ao intervalo fechado [0,1]. A seguir está como exemplo a declaração da variável b_{12} :

$$0 \leq b_{12} \leq 1 \quad ; \quad b_{12} \text{ integer} \quad (2.34)$$

2.4. Resultados

A primeira investigação realizada para a rede adotada como estudo de caso é a influência do fator de relaxação das restrições de atraso α , daqui por diante chamado parâmetro de atraso, e do grau lógico Δ_l no congestionamento ótimo. Estes resultados compõem a subseção 2.4.1. Na subseção 2.4.2 são analisadas topologias virtuais obtidas como soluções ótimas, estabelecendo-se conclusões com relação à sua flexibilidade diante da variação do parâmetro de atraso. Finalmente, na subseção 2.4.3. são feitas considerações aos resultados obtidos quando se admite múltiplos caminhos ópticos entre pares de nós, para diferentes graus lógicos e parâmetros de atraso.

2.4.1. Influência das Restrições de Atraso no Congestionamento Ótimo

Foram gerados resultados para diferentes graus lógicos, colocados na forma de gráficos λ_{MAX} vs. α . Na Fig. 2.7 estão resultados obtidos para $\Delta_l = 1$, considerando a rede de seis nós proposta como estudo de caso.

2.4.1.1. Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 1$

A condição de grau lógico unitário resulta topologias virtuais em anel, já que em cada nó só pode haver um caminho óptico chegando e outro saindo. Se a matriz de tráfego for esparsa, contendo grupos de nós entre os quais não há demandas de tráfego, podem ser gerados mais de um anel. As matrizes de tráfego consideradas nos estudos de caso realizados neste trabalho não são esparsas, o que acaba

determinando, para grau lógico unitário, apenas um anel que interliga todos os nós da rede. A topologia virtual em anel apresenta algumas particularidades, que podem ser analisadas a partir dos resultados mostrados a seguir.

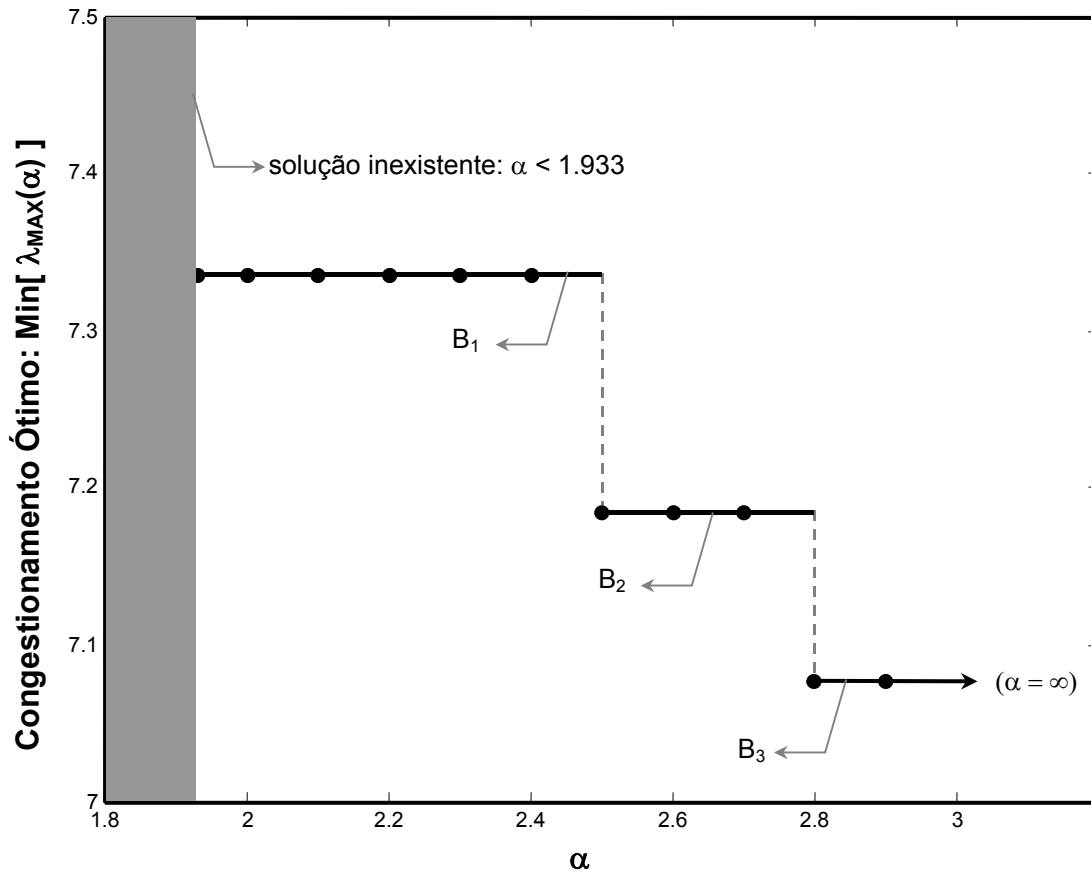


Fig. 2.7: Congestionamento ótimo vs. parâmetro de atraso para a rede de seis nós proposta, adotando grau lógico $\Delta_l = 1$, mostrando regiões correspondentes às três soluções ótimas (B_1 , B_2 , B_3) obtidas para a matriz de topologia virtual.

Topologia Virtual	Congestionamento Ótimo	Parâmetro de Atraso
B_1	7.336	$1.933 \leq \alpha < 2.5$
B_2	7.185	$2.5 \leq \alpha < 2.8$
B_3	7.077	$\alpha \geq 2.8$

Tab. 2.5: Congestionamento para cada uma das soluções B_1 , B_2 e B_3 obtidas para a rede de seis nós, bem como a faixa de α que as definem como soluções ótimas.

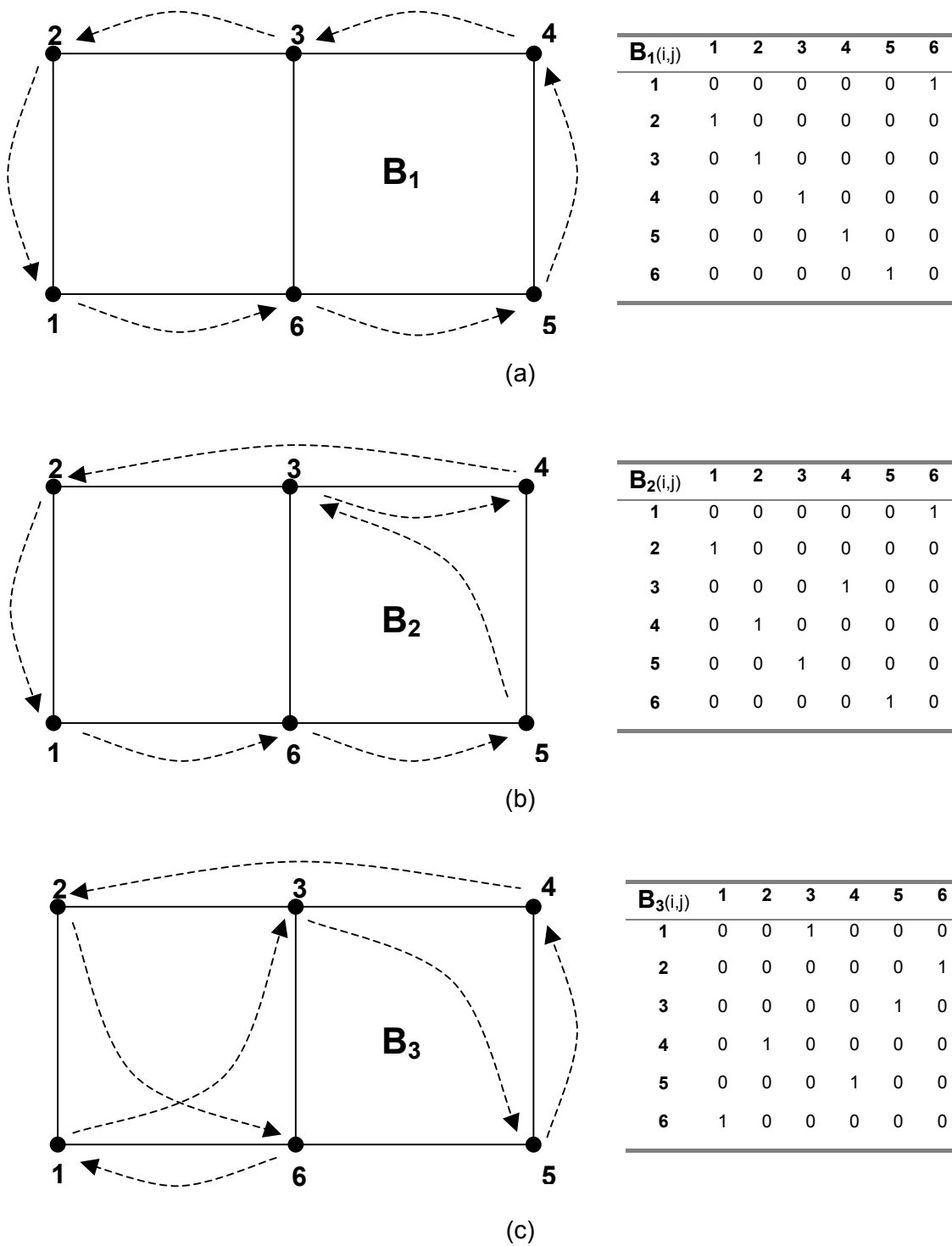


Fig. 2.8: Topologias virtuais ótimas B_1 (a), B_2 (b) e B_3 (c) obtidas para $\Delta_l = 1$.

Observando a Fig. 2.7 e a Tab. 2.5, podemos observar que são obtidos apenas três valores para o congestionamento ótimo. Uma análise mais apurada, feita

aumentando-se a precisão numérica de α , revelou pontos singulares para $\alpha \in \{1.933, 2.5, 2.8\}$, em que o congestionamento ótimo muda bruscamente de valor, indicando transições entre as três soluções ótimas obtidas para a topologia virtual para $\Delta_l = 1$.

Não há solução possível para o problema caso $\alpha < 1.933$, o que significa que qualquer combinação possível para as variáveis b_{ij} viola pelo menos uma restrição da formulação. A primeira solução ótima é B_1 , que permite que o tráfego seja roteado com um congestionamento mínimo de $\lambda_{MAX} = 7.336$. Observando esta topologia virtual na Fig. 2.8a e a matriz de distâncias (Tab. 2.2), pode-se concluir que a solução B_1 corresponde a uma rede opaca, já que os caminhos ópticos, que seguem pelas rotas físicas mais curtas possíveis, não chegam a atravessar nenhum nó de forma transparente. Portanto pode-se dizer que esta solução não emprega o roteamento transparente nos nós, pois o alcance dos caminhos ópticos se limita ao comprimento dos enlaces físicos diretos entre os pares (i,j) com $b_{ij} = 1$ definidos pela matriz B_1 .

Há um claro compromisso entre o atraso de propagação e a transparência no roteamento de tráfego: caso as restrições de atraso de propagação sejam muito fortes (redução de α), o roteamento de tráfego tende a requerer mais saltos, perdendo transparência e conseqüentemente, aumentando o atraso em filas. Isso se deve à forma como são estabelecidas as restrições de atraso: cada componente λ_{ijsd} é associado ao atraso do caminho óptico que o transporta, que por sua vez corresponde ao menor percurso físico entre os nós (i,j) . Dessa forma, uma solução obtida para restrições de atraso muito fortes tende a não possuir caminhos ópticos

com comprimentos muito longos. Como a topologia física geralmente é projetada de forma a disponibilizar enlaces físicos ponto-a-ponto com o menor comprimento possível, dessa forma, os caminhos ópticos selecionados geralmente percorrerão estes enlaces físicos ponto-a-ponto, limitando-se ao seu comprimento.

A Tab. 2.6 apresenta na íntegra os resultados do modelo descrito na seção 2.1 para a rede de seis nós, considerando $1.933 \leq \alpha \leq 2.5$, incluindo os componentes de tráfego não nulos λ_{ijsd} para cada caminho óptico definido por $b_{ij} = 1$ na solução B_1 . A topologia virtual correspondente está representada na Fig. 2.8a (topologia B_1). Os valores de d_{ij} sublinhados na Tab. 2.6 indicam que o caminho óptico correspondente percorre exatamente um enlace ponto-a ponto, ou seja, não atravessa nenhum nó de forma transparente. Neste caso, todos os caminhos ópticos estão nesta situação, indicando o baixo grau de transparência desta solução.

A transmissão de dados com transparência total só é realizada para as demandas de tráfego $\lambda(s,d) \in \{\lambda(1,6), \lambda(2,1), \lambda(3,2), \lambda(4,3), \lambda(5,4), \lambda(6,5)\}$, todas elas transportadas por apenas um componente λ_{ijsd} do tipo $i = s$ e $j = d$. Vale observar que essas demandas de tráfego correspondem a pares de nós diretamente ligados por caminhos ópticos.

Ainda na Tab. 2.6, observa-se que o congestionamento é definido pelo caminho óptico que interliga o par (5,4), com $\lambda_{54} = 7.336$. A distribuição de tráfego, correspondente aos valores definidos nesta solução para os componentes de tráfego λ_{ijsd} , permanece exatamente a mesma para $1.933 \leq \alpha \leq 2.5$, bem como a topologia

$B_1(i,j)$	d_{ij}	λ_{ij}	λ_{ijsd}
$b_{16} = 1$	<u>1000</u>	$\lambda_{16} = 7.261$	$\lambda_{1612} = 0.537$ $\lambda_{1613} = 0.524$ $\lambda_{1614} = 0.71$ $\lambda_{1615} = 0.803$ $\lambda_{1616} = 0.974$ $\lambda_{1623} = 0.203$ $\lambda_{1624} = 0.234$ $\lambda_{1625} = 0.141$ $\lambda_{1626} = 0.831$ $\lambda_{1634} = 0.645$ $\lambda_{1635} = 0.204$ $\lambda_{1636} = 0.106$ $\lambda_{1656} = 0.241$
$b_{21} = 1$	<u>800</u>	$\lambda_{21} = 6.102$	$\lambda_{2121} = 0.391$ $\lambda_{2123} = 0.203$ $\lambda_{2124} = 0.234$ $\lambda_{2125} = 0.141$ $\lambda_{2126} = 0.831$ $\lambda_{2131} = 0.06$ $\lambda_{2134} = 0.645$ $\lambda_{2135} = 0.204$ $\lambda_{2136} = 0.106$ $\lambda_{2161} = 0.95$ $\lambda_{2156} = 0.241$ $\lambda_{2141} = 0.508$ $\lambda_{2146} = 0.682$ $\lambda_{2145} = 0.426$ $\lambda_{2151} = 0.48$
$b_{32} = 1$	<u>1500</u>	$\lambda_{32} = 6.532$	$\lambda_{3212} = 0.537$ $\lambda_{3231} = 0.06$ $\lambda_{3232} = 0.453$ $\lambda_{3234} = 0.645$ $\lambda_{3235} = 0.204$ $\lambda_{3236} = 0.106$ $\lambda_{3262} = 0.406$ $\lambda_{3261} = 0.95$ $\lambda_{3256} = 0.241$ $\lambda_{3251} = 0.48$ $\lambda_{3252} = 0.174$ $\lambda_{3241} = 0.508$ $\lambda_{3242} = 0.66$ $\lambda_{3245} = 0.426$ $\lambda_{3246} = 0.682$
$b_{43} = 1$	<u>1000</u>	$\lambda_{43} = 6.982$	$\lambda_{4312} = 0.537$ $\lambda_{4313} = 0.524$ $\lambda_{4323} = 0.203$ $\lambda_{4341} = 0.508$ $\lambda_{4342} = 0.66$ $\lambda_{4343} = 0.494$ $\lambda_{4345} = 0.426$ $\lambda_{4346} = 0.682$ $\lambda_{4351} = 0.48$ $\lambda_{4362} = 0.406$ $\lambda_{4363} = 0.175$ $\lambda_{4361} = 0.95$ $\lambda_{4356} = 0.241$ $\lambda_{4352} = 0.174$ $\lambda_{4353} = 0.522$
$b_{54} = 1$	<u>500</u>	$\lambda_{54} = 7.336$	$\lambda_{5412} = 0.537$ $\lambda_{5413} = 0.524$ $\lambda_{5414} = 0.71$ $\lambda_{5423} = 0.203$ $\lambda_{5424} = 0.234$ $\lambda_{5434} = 0.645$ $\lambda_{5463} = 0.175$ $\lambda_{5464} = 0.656$ $\lambda_{5451} = 0.48$ $\lambda_{5452} = 0.174$ $\lambda_{5453} = 0.522$ $\lambda_{5454} = 0.879$ $\lambda_{5456} = 0.241$ $\lambda_{5462} = 0.406$ $\lambda_{5461} = 0.95$
$b_{65} = 1$	<u>1500</u>	$\lambda_{65} = 6.807$	$\lambda_{6512} = 0.537$ $\lambda_{6513} = 0.524$ $\lambda_{6514} = 0.71$ $\lambda_{6515} = 0.803$ $\lambda_{6523} = 0.203$ $\lambda_{6524} = 0.234$ $\lambda_{6525} = 0.141$ $\lambda_{6534} = 0.645$ $\lambda_{6535} = 0.204$ $\lambda_{6545} = 0.426$ $\lambda_{6561} = 0.95$ $\lambda_{6562} = 0.406$ $\lambda_{6563} = 0.175$ $\lambda_{6564} = 0.656$ $\lambda_{6565} = 0.193$

Tab. 2.6: Resultados para as variáveis b_{ij} , λ_{ij} , e λ_{ijsd} , respectivamente, variáveis de topologia virtual (não nulas), tráfego alocado aos caminhos ópticos e componentes de tráfego, com $1.933 \leq \alpha \leq 2.5$.

virtual $B(i,j)$. Isto indica que, para redes com grau lógico $\Delta_l = 1$, mesmo com uma relaxação considerável nas restrições de atraso, dada pelo aumento de α , não são obtidos valores menores de congestionamento para uma determinada topologia

virtual, devido à impossibilidade de haver diferentes soluções de roteamento de tráfego em uma topologia virtual em anel.

A Fig. 2.9 ilustra como é realizada a distribuição do tráfego de uma demanda $\lambda(s,d)$ para diferentes valores de α , tomando como exemplo a demanda de tráfego $\lambda(1,3)$. Com $1.933 \leq \alpha \leq 2.5$, esta demanda é transportada de forma não-transparente, já que é convertida de sinal óptico para elétrico consecutivamente nos nós intermediários 6, 5 e 4, onde é processada eletronicamente e direcionada para o caminho óptico seguinte até atingir o nó destino 3. Na Fig. 2.9 (b), solução obtida com a relaxação das restrições de atraso de propagação ($\alpha \geq 2.8$), esta demanda de tráfego é transportada de maneira totalmente transparente, sendo processada somente no nó destino 3.

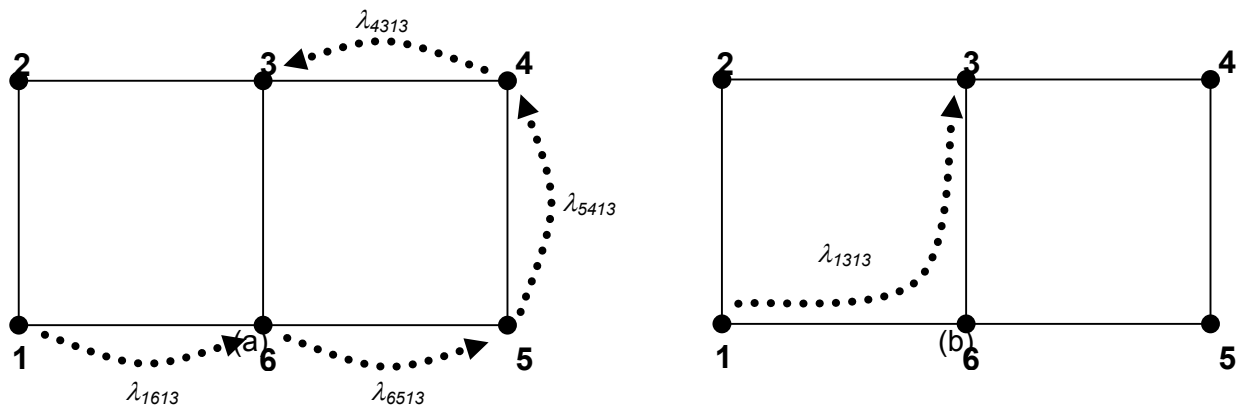


Fig. 2.9: Distribuição de tráfego da demanda $\lambda(1,3)$ segundo a solução obtida para $1.933 \leq \alpha \leq 2.5$ (a) e para $\alpha \geq 2.8$ (b).

Observando a Fig. 2.9, podemos dizer que, com a relaxação progressiva das restrições de atraso de propagação, parte-se de uma solução onde uma determinada demanda é roteada de forma não transparente para outra onde é transportada de forma totalmente transparente. Com isso também se obtém um

valor menor para o congestionamento ótimo e menor atraso em filas para demandas de tráfego separadas por enlaces físicos longos, devido ao menor número de saltos. Na Fig. 2.9 (a), entre os nós (1,3) não há um caminho óptico direto, e a demanda de tráfego $\lambda(1,3)$ é processada eletronicamente nos nós 6, 5 e 4 para $1.933 \leq \alpha \leq 2.5$.

Apesar do parâmetro de atraso determinar o roteamento por rotas mais curtas, o atraso em filas para esta demanda de tráfego pode ser muito maior do que no caso de $\alpha \geq 2.8$ (Fig. 2.9b). Neste caso não há atraso em filas causado por processamento de tráfego em nós intermediários. Com o aumento de α , admite-se caminhos ópticos mais longos, permitindo a seleção do caminho óptico entre os nós (1,3), que transporta a demanda de tráfego $\lambda(1,3)$ de maneira totalmente transparente. Outra consequência da relaxação das restrições de atraso ($\alpha \geq 2.8$) é que o congestionamento diminui, atingindo seu menor valor ($\lambda_{MAX} = 7.077$) para a rede sob análise para $\Delta_l = 1$.

A desvantagem de se relaxar as restrições de atraso, além do aumento do atraso médio de propagação, é a maior ocupação dos recursos da camada física da rede. Sendo os caminhos ópticos mais longos, há maior possibilidade de percorrerem mais de um enlace físico, o que tende a aumentar o número de comprimentos de onda necessários para implementação da topologia virtual. Observando a Fig. 2.8 (a), vemos que a topologia virtual obtida com as restrições de atraso mais fortes poderiam ser implementadas com apenas um comprimento de onda, já que cada caminhos óptico é transmitido sozinho por apenas um enlace físico. Por outro lado, quando as restrições de atraso são relaxadas, caso mostrado na Fig. 2.8 (c), são necessários pelo menos dois comprimentos de onda para a coloração da topologia

segundo o critério adotado de roteamento de comprimentos de onda pelo menor percurso possível.

Podemos concluir sobre o modelo clássico que a redução do congestionamento ótimo só é possível caso se permita que o tráfego seja roteado com maiores atrasos de propagação. A variação do congestionamento ótimo com o aumento de α revela-se peculiar para $\Delta_l = 1$, pois se dá entre valores discretos. Para grau lógico unitário cada topologia virtual possibilita apenas uma solução para o roteamento de tráfego. Essa falta de flexibilidade se deve principalmente à inexistência de diversidade de rotas entre um determinado par de nós, pois a condição $\Delta_l = 1$ resulta em soluções que correspondem na prática a topologias virtuais em anel.

Os resultados mostrados até agora foram reproduzidos de [Ram96] com êxito, e serviram como ponto de partida para análise de projetos de topologias virtuais com formulações MILP, estabelecendo conceitos básicos e validando o algoritmo de geração de restrições deste trabalho. A seguir estão os resultados para $\Delta_l = 2$, que apresentaram diferenças significativas com relação aos resultados comentados nesta subseção.

2.4.1.2. Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 2$

A influência do parâmetro de atraso no congestionamento ótimo para $\Delta_l = 2$ está ilustrada na Fig. 2.10. Estes resultados apresentam pontos em comum com os apresentados na seção anterior, no entanto, a variação do congestionamento ótimo não se dá entre valores discretos, como ocorre para $\Delta_l = 1$ (Fig. 2.7). Analisando as

soluções para a matriz de topologia virtual em cada ponto da Fig. 2.10, chegou-se a um total de cinco topologias virtuais que possibilitam a minimização do congestionamento dependendo do valor de α adotado.

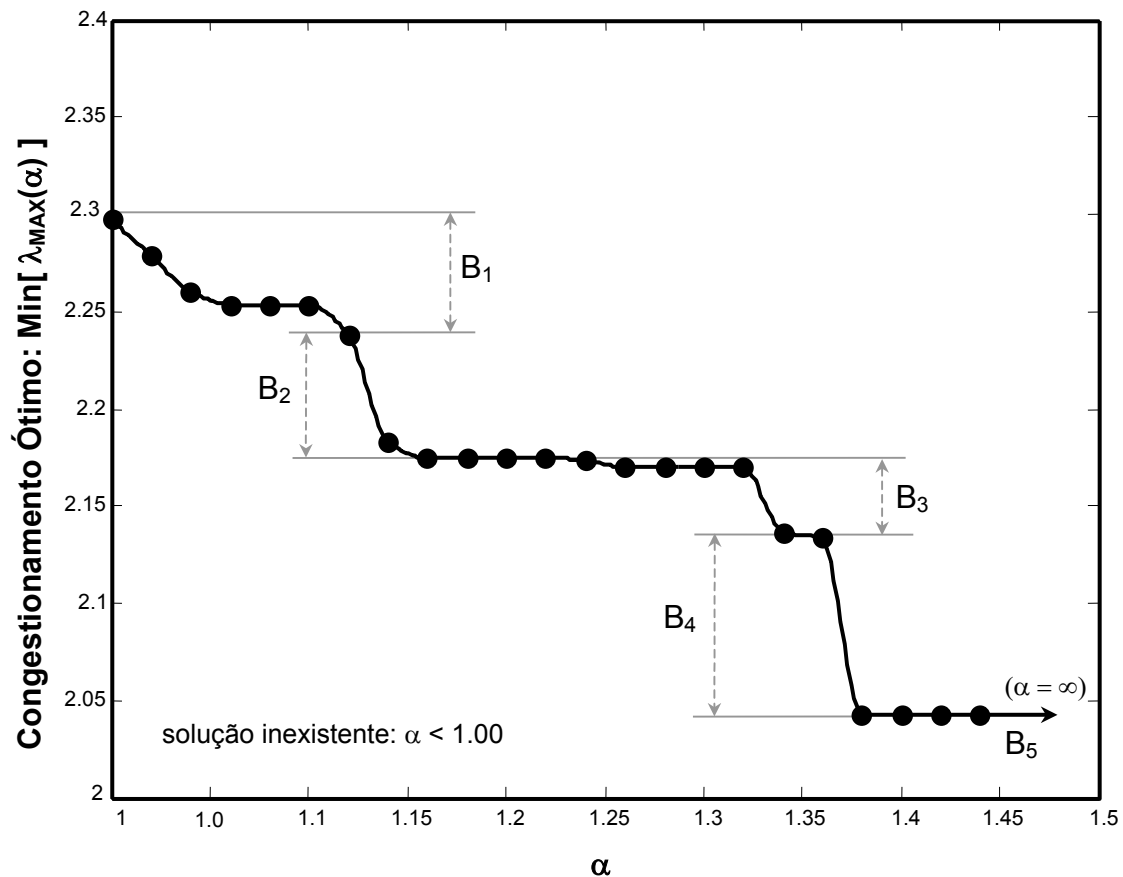


Fig. 2.10: Congestionamento ótimo vs. parâmetro de atraso para a rede de seis nós sob análise adotando grau lógico $\Delta_l = 2$.

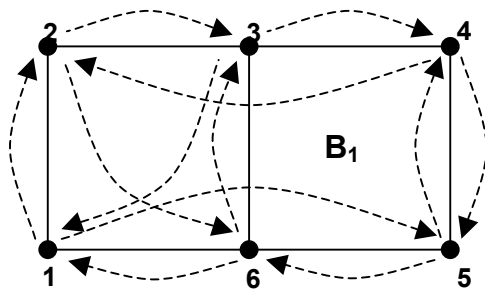
A Tab. 2.7 apresenta os intervalos em que cada topologia virtual permite distribuições de tráfego ótimas. Cada uma das topologias virtuais estão representadas por suas matrizes $B(i,j)$ e também graficamente na Fig. 2.11. A Tab. 2.7 também apresenta os valores do parâmetro de atraso que determinam cada uma

dessas topologias virtuais, e também o intervalo em que ocorre a estabilização do congestionamento com o aumento de α em cada caso.

Topologia Virtual	Congestionamento Ótimo	Intervalo de Otimalidade	Estabilização do Congestionamento
B₁	2.297 → 2.254	$1.00 \leq \alpha < 1.12$	$1.06 \leq \alpha < 1.10$
B₂	2.238 → 2.175	$1.12 \leq \alpha < 1.24$	$1.16 \leq \alpha < 1.24$
B₃	2.173 → 2.170	$1.24 \leq \alpha < 1.34$	$1.26 \leq \alpha < 1.34$
B₄	2.137 → 2.134	$1.34 \leq \alpha < 1.38$	-
B₅	2.042	$\alpha \geq 1.38$	$\alpha \geq 1.38$

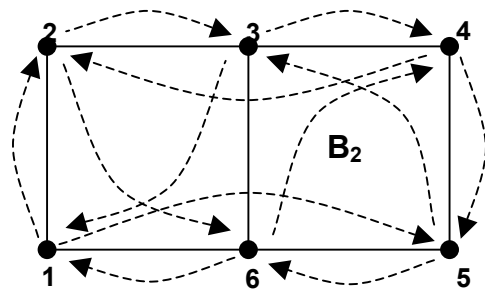
Tab. 2.7: Caracterização das soluções ótimas obtidas para $\Delta_l = 2$, especificando o intervalo onde cada solução para a matriz topologia virtual atinge a otimalidade e o intervalo onde ocorre a estabilização do congestionamento ótimo para cada solução.

A partir dos resultados mostrados desde a Fig. 2.10 até a Fig. 2.11, podemos concluir que, para uma dada topologia virtual com $\Delta_l > 1$, pode-se definir diversas distribuições de tráfego ótimas, resultando em valores de congestionamento ótimo diferentes, de acordo com o parâmetro de atraso utilizado. Essa condição de grau lógico não unitário transforma a topologia lógica de um anel para uma malha, o que se pode rapidamente concluir ao se comparar as topologias virtuais mostradas na Fig. 2.8 ($\Delta_l = 1$) e na Fig. 2.11 ($\Delta_l = 2$). Uma topologia virtual em malha oferece múltiplos percursos e uma diversidade de componentes de tráfego muito maior do que uma topologia virtual em anel.



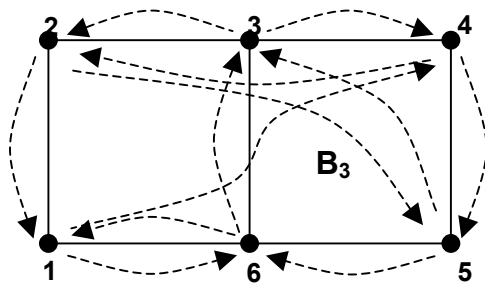
$B_1(i,j)$	1	2	3	4	5	6
1	0	1	0	0	1	0
2	0	0	1	0	0	1
3	1	0	0	1	0	0
4	0	1	0	0	1	0
5	0	0	0	1	0	1
6	0	0	1	0	0	0

(a)



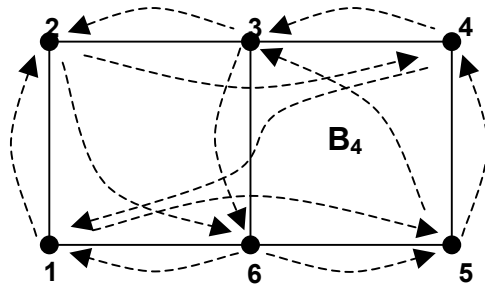
$B_2(i,j)$	1	2	3	4	5	6
1	0	1	0	0	1	0
2	0	0	1	0	0	1
3	1	0	0	1	0	0
4	0	1	0	0	1	0
5	0	0	1	0	0	1
6	1	0	0	1	0	0

(b)



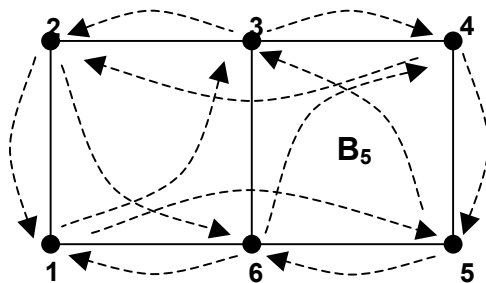
$B_3(i,j)$	1	2	3	4	5	6
1	0	0	0	1	0	1
2	1	0	0	0	1	0
3	0	1	0	1	0	0
4	0	1	0	0	1	0
5	0	0	1	0	0	1
6	1	0	1	0	0	0

(c)



$B_4(i,j)$	1	2	3	4	5	6
1	0	1	0	0	1	0
2	0	0	0	1	0	1
3	0	1	0	0	0	1
4	1	0	1	0	0	0
5	0	0	1	1	0	0
6	1	0	0	0	1	0

(d)



$B_5(i,j)$	1	2	3	4	5	6
1	0	0	1	0	1	0
2	1	0	0	0	0	1
3	0	1	0	1	0	0
4	0	1	0	0	1	0
5	0	0	1	0	0	1
6	1	0	0	1	0	0

(e)

Fig. 2.11: Soluções ótimas para a topologia virtual B_1 , B_2 , B_3 , B_4 e B_5 obtidas para $\Delta_l = 2$.

Quando o grau lógico é unitário, uma demanda de tráfego é roteada em, no máximo, (N-1) componentes de tráfego em sequência, considerando uma rede de N nós. O fato desses componentes de tráfego estarem obrigatoriamente em sequência, devido à estrutura em anel da topologia virtual, faz com que o tráfego designado a cada componente tenha o mesmo valor que a demanda de tráfego total, portanto:

$$\lambda_{ijsd} \Big|_{\Delta_l=1} \in \{\lambda(s,d), 0\} \quad (2.35)$$

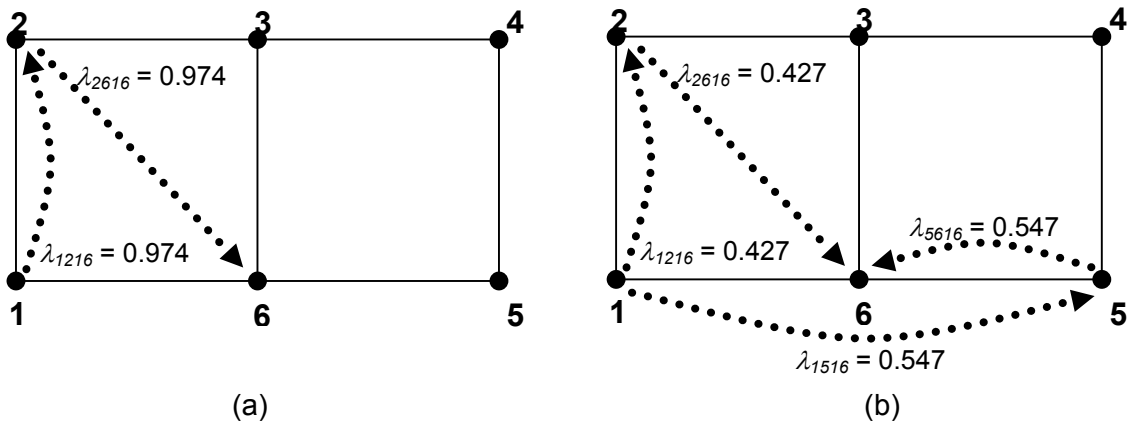


Fig. 2.12: Distribuição da demanda de tráfego $\lambda(1,6)$ na topologia virtual B_1 para $\alpha = 1.00$ (a) e $\alpha = 1.10$ (b), com $\Delta_l = 2$.

Toma-se agora como exemplo na Fig 2.12, a distribuição de tráfego da demanda $\lambda(1,6)$ pela rede na topologia virtual B_1 para $\alpha = 1.00$ (Fig. 2.12a) e para $\alpha = 1.10$ (Fig. 2.12b). Podemos observar neste caso que $\lambda(1,6)$ é distribuída pela rede em dois percursos distintos, ao se adotar $\alpha = 1.10$ (Fig. 2.12b): uma parcela de 0.427 é roteada pela rota $1 \rightarrow 2 \rightarrow 6$ (comprimento total: 2600 – Tab2.4) e outra parcela de 0.547 trafega pela rota $1 \rightarrow 5 \rightarrow 6$ (comprimento total: 4000 – Tab2.4). Uma situação muito diferente é observada na Fig. 2.12a, onde, devido a restrições de atraso extremamente fortes ($\alpha = 1.00$), o caminho mais curto $1 \rightarrow 2 \rightarrow 6$ foi utilizado de maneira exclusiva.

Para uma análise mais detalhada do comportamento do congestionamento em função de α para cada topologia virtual obtida como solução ótima, foram gerados resultados para a distribuição de tráfego, fixando-se as variáveis inteiras do problema segundo as matrizes B_1 , B_2 , B_3 , B_4 e B_5 (Fig. 2.11). Sobrepondo as curvas de congestionamento vs. α para cada topologia virtual, temos o gráfico mostrado na Fig. 2.13.

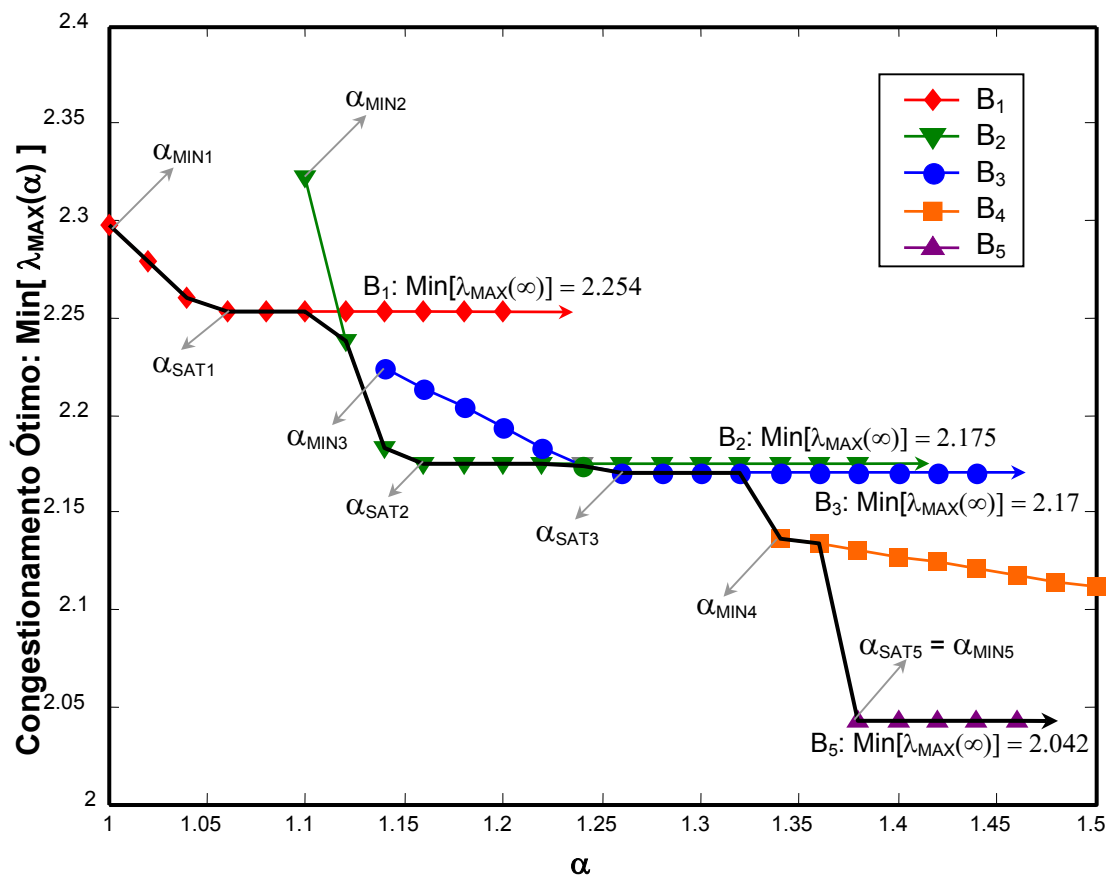


Fig. 2.13: Congestionamento vs. α para cada topologia virtual ótima obtida para $\Delta_l = 2$ no intervalo $1 \leq \alpha \leq 1.5$ (linhas tracejadas), onde a linha sólida representa o congestionamento mínimo obtido para a rede em função de α .

A Fig. 2.13 mostra que as curvas da função objetivo $\text{Min}[\lambda_{MAX}(\alpha)]$ de cada topologia virtual possuem comportamento bastante semelhante, pois:

- cada topologia virtual é uma solução viável, satisfazendo as restrições do modelo MILP, apenas para $\alpha \geq \alpha_{\text{MIN}}$, sendo α_{MIN} um limite inferior para o parâmetro de atraso;
- são contínuas e decrescentes a partir de $\alpha = \alpha_{\text{MIN}}$;
- se estabilizam em um valor mínimo $\text{Min}[\lambda_{\text{MAX}}(\infty)]$ que é atingido desde $\alpha = \alpha_{\text{SAT}}$ até $\alpha = \infty$ (sem restrições de atraso).

Um dos efeitos mais interessantes que observamos ao fixar uma topologia virtual e resolver o roteamento de tráfego variando α é que o congestionamento se estabiliza em um valor mínimo a partir de um determinado valor de α . A estabilização do congestionamento em seu valor mínimo para uma dada topologia virtual será referida como saturação da topologia virtual, pois a partir do ponto de estabilização $\alpha = \alpha_{\text{SAT}}$, não é possível a redução do congestionamento, nem mesmo se forem eliminadas as restrições de atraso ($\alpha = \infty$).

Topologia Virtual	α_{MIN}	α_{SAT}	$\text{Min}[\lambda_{\text{MAX}}(\infty)]$
B₁	1.00	1.06	2.254
B₂	1.10	1.16	2.175
B₃	1.14	1.26	2.170

Tab. 2.8: Parâmetros de atraso mínimo e de saturação e congestionamento mínimo obtidos para cada topologia virtual considerando $\Delta_l = 2$.

Examinando a distribuição de tráfego de cada um dos resultados com $\alpha \geq \alpha_{\text{SAT}}$, pudemos observar que, apesar da topologia virtual e o congestionamento ótimo serem os mesmos em todos os casos, a distribuição de tráfego era totalmente

diferente. Isso é um efeito esperado, pois a minimização do congestionamento não minimiza totalmente o tráfego alocado aos caminhos ópticos, exercendo influência considerável apenas sobre os caminhos ópticos com maior carga de tráfego.

A redução do congestionamento não ocorre de maneira tão acentuada nas topologias virtuais B_4 e B_5 , obtidas como soluções ótimas para valores maiores de α . Estas topologias tendem a se tornar soluções viáveis muito próximo a seus pontos de saturação pois possibilitam uma distribuição de tráfego por um número muito maior de percursos disponíveis. Isso ocorre especialmente com a topologia B_5 , onde o congestionamento é constante e corresponde ao valor mínimo absoluto obtido para a rede ($\alpha_{SAT} = \alpha_{MIN}$ – Fig. 2.13). Os valores de α_{MIN} , α_{SAT} e $\text{Min}[\lambda_{MAX}(\infty)]$ para as topologias virtuais consideradas mais relevantes para estudos posteriores estão relacionados na Tab. 2.8 para uma melhor compreensão destes resultados e também para referências futuras.

2.4.1.3 Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 3$

Os resultados para congestionamento ótimo vs. parâmetro de atraso para a rede de seis nós sob análise considerando $\Delta_l = 3$ estão plotados na Fig. 2.14 (linha sólida). Foram obtidas 10 topologias virtuais ótimas, dependendo do valor de α adotado, cujas curvas de congestionamento vs. α estão representadas por linhas cinzas na Fig 2.15. O caso $\Delta_l = 3$ não será utilizado posteriormente para análise da rede de seis nós, pois representa uma situação tão favorável em termos de possibilidades de roteamento de tráfego que não permite a exploração de novas soluções em situações críticas, onde os recursos de conectividade da rede são realmente

escassos.

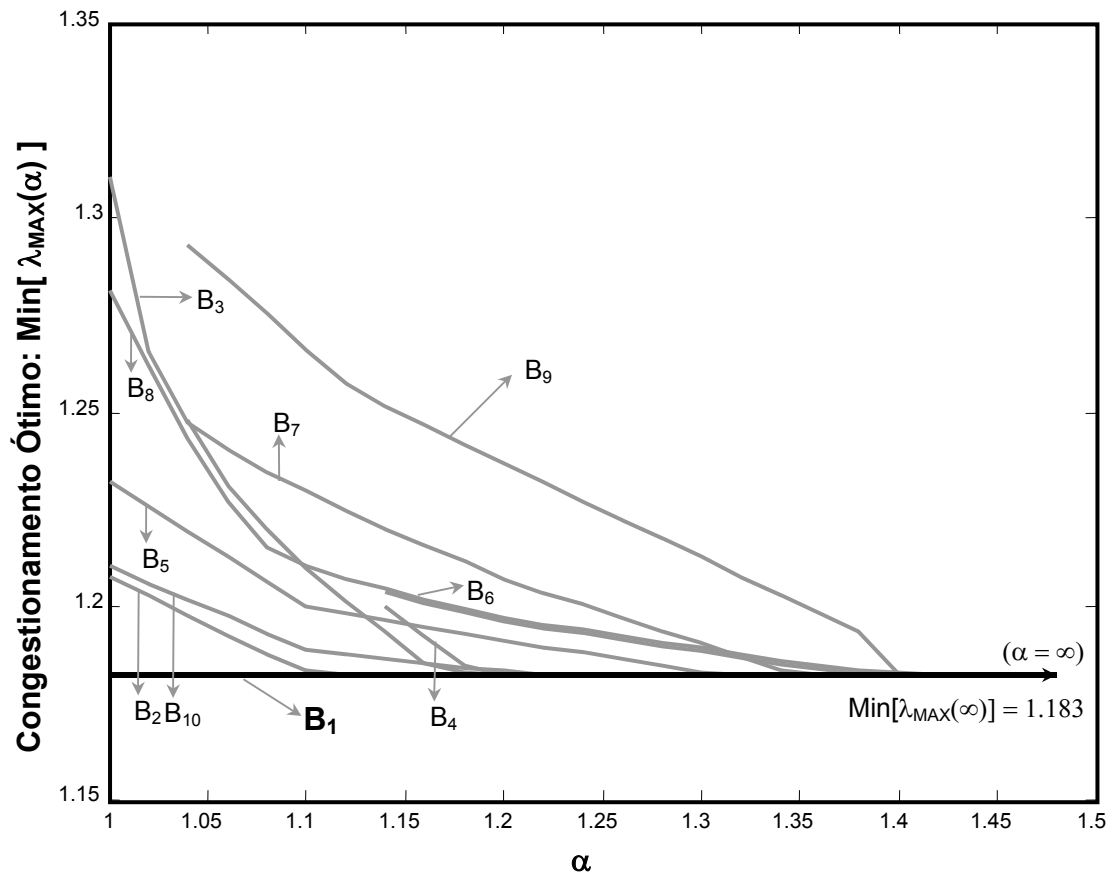


Fig. 2.14: Congestionamento vs. α para cada topologia virtual ótima obtida para $\Delta_l = 3$ no intervalo $1 \leq \alpha \leq 1.5$, onde a linha preta representa o congestionamento mínimo obtido para a rede em função de α , correspondentes à topologia virtual B_1 ($\alpha_{\text{MIN}} = \alpha_{\text{SAT}} = 1$).

Os resultados mostrados na Fig. 2.14 servem aqui apenas para ilustrar que o grau de conectividade entre os nós proporcionado pela condição $\Delta_l = 3$ nesta rede de apenas 6 nós é alto o suficiente para resultar em uma saturação do congestionamento ótimo desde o menor valor de α em que se obtém soluções viáveis ($\alpha_{\text{MIN}} = 1$), caso correspondente à topologia virtual B_1 , indicada em negrito na Fig. 2.14.

Capítulo 3

Projeto de Topologias Virtuais de Redes Ópticas Multiserviço

3.1. Introdução

Algumas propostas têm sido divulgadas para aumentar a eficiência de serviços de comunicação baseados em transmissão de pacotes em redes IP, cuja implementação tradicional não garante requisitos mínimos de qualidade de serviço para a extensa gama de aplicações desenvolvidas recentemente para a Internet. Entre elas, podemos citar Arquitetura de Serviços Diferenciados (*DiffServ*) [Bla98] e a Arquitetura de Serviços Integrados (*IntServ*) [ZheBk], bem como o GMPLS [Awd01] como tecnologias promissoras para adequar o roteamento do tráfego IP em redes de telecomunicações baseadas em comutação de pacotes, pretendendo garantir o aproveitamento eficiente dos recursos da rede e definir requisitos mínimos de qualidade de serviço adequados a cada tipo de aplicação [ZheBk].

Essas novas tecnologias convergem para dois pontos em comum:

- divisão em classes do tráfego a ser transmitido pela rede;
- possibilidade de se estabelecer critérios específicos para roteamento do tráfego associado a cada classe (engenharia de tráfego).

O objetivo da composição do modelo multiserviço, descrito neste capítulo, é de

observar qual é a influência da divisão do tráfego em classes e da aplicação de critérios diferenciados de roteamento no congestionamento associado a uma topologia virtual. A aplicação de critérios diferenciados por classe ao roteamento de tráfego será realizada com restrições específicas de atraso de propagação, já que o modelo clássico proporciona topologias virtuais ótimas principalmente em função do parâmetro de atraso α . Como o grau lógico também influencia fortemente no tipo de solução obtida para o roteamento de tráfego e para topologia virtual, será também considerado como objeto de análise. Apesar de poderem ser definidas mais classes de tráfego [Tan03], este novo modelo de otimização considera inicialmente a segregação do tráfego em duas classes:

- tráfego de classe 1: possui alta prioridade, devendo ser transmitido da melhor maneira possível;
- tráfego de classe 2: tráfego de baixa prioridade, distribuído de forma a garantir uma ocupação eficiente dos recursos da rede.

Considerando o modelo clássico, a ocupação eficiente dos recursos da rede consiste em se obter congestionamento mínimo, obtido para $\alpha = \infty$, mais exatamente para $\alpha \geq \alpha_{\text{SAT}}$, quantificado nos resultados mostrados no capítulo anterior. Por outro lado, neste modelo, a melhor transmissão possível de uma demanda de tráfego se dá com mínimo atraso médio de propagação, já que o atraso em filas é desconsiderado nesta formulação [Ram96]. Os resultados do modelo clássico, que trata o tráfego de maneira homogênea, mostram um claro compromisso entre o atraso médio de propagação e o congestionamento, este último relacionado diretamente com o atraso médio em filas por caminho óptico. Buscamos no modelo multiserviço uma

forma de transportar demandas de tráfego com menor atraso médio de propagação possível, sem que o congestionamento aumente, mantendo os melhores valores possíveis para estas duas variáveis. O tráfego de classe 1 deve então satisfazer a restrições de atraso suficientemente fortes, ao contrário do tráfego da classe 2, em que não se aplica nenhuma restrição de atraso. Com isso, busca-se uma situação onde o tráfego é distribuído visando a:

- minimizar o atraso de propagação para as classes com alta prioridade;
- alocar tráfego de baixa prioridade aos caminhos ópticos de forma a manter o menor valor possível para o congestionamento.

A abordagem de redes com 14 nós com o modelo clássico gera problemas intratáveis com os recursos computacionais disponíveis atualmente [RamBk], sendo que para redes grandes é comum a aplicação de métodos heurísticos [Ram96] [RamBk] [MukBk] para solução da topologia virtual, definindo assim as variáveis inteiras do modelo. Métodos heurísticos não garantem a otimalidade da topologia virtual, mas podem prover boas soluções com custo computacional reduzido. A partir de uma solução sub-ótima para as variáveis de topologia virtual proporcionada por uma heurística, pode-se então resolver o problema de distribuição de tráfego utilizando um modelo de programação linear (LP), que neste caso gera problemas de baixo custo computacional para a rede sob análise. Sendo assim, consideramos mais útil propor a resolução do problema de roteamento de tráfego com um modelo LP que proporcione uma distribuição de tráfego mais eficiente para quaisquer topologias virtuais, até mesmo as obtidas por métodos heurísticos. As soluções obtidas para o congestionamento neste modelo LP podem servir como função

objetivo de métodos híbridos [Oli04], onde as variáveis inteiras poderiam ser determinadas por métodos de busca como algoritmos genéticos, *simulated annealing*, *tabu search*, *random walk*, entre outros. Nestes métodos, as soluções são avaliadas em função do valor da função objetivo, o que determina a sua convergência para uma solução sub-ótima. Este estudo já vem sendo realizado no grupo de pesquisa em redes ópticas da UFES, do qual fazemos parte, e está fora do escopo desta Tese.

Procuramos então, neste capítulo, quantificar os benefícios da inserção de segregação do tráfego e roteamento diferenciado por classe ao modelo clássico de otimização, analisando as soluções obtidas para o roteamento de tráfego em uma determinada topologia virtual. A análise dos resultados é feita com a comparação entre os valores ótimos obtidos pelo modelo clássico no capítulo anterior, e os obtidos com o modelo multiserviço. Assim, poderemos concluir que o modelo multiserviço é eficiente com relação a soluções ótimas, o que dispensa a comparação dos resultados com um limite inferior aproximado (*lower bound*), analítico ou obtido numericamente [Ram96].

Os resultados obtidos com o modelo descrito a seguir mostram que realmente se consegue, com a segregação do tráfego em classes e da aplicação de restrições diferenciadas de atraso por classe, definir soluções bastante eficientes em termos de congestionamento e atraso médio de propagação. Observamos que, em geral, apenas uma pequena parcela das demandas de tráfego deve ser roteada sem restrições de atraso para que se consiga manter o congestionamento em valores próximos ao mínimo possível ($\text{Min}[\lambda_{\text{MAX}}(\infty)]$).

3.2. Formulação do Modelo Multiserviço

Os dados de entrada desta formulação são a matriz de tráfego Λ e a matriz de topologia física D , com elementos reais $d(m,n)$. A partir da matriz de tráfego Λ , define-se outras duas matrizes, $\Lambda(c)$, $c = 1,2$, uma para cada classe de tráfego, segundo um critério de particionamento proporcional de cada elemento $\lambda(s,d)$ dado pelo fator percentual de particionamento de tráfego P_1 . Esse fator representa a porcentagem de tráfego de cada demanda $\lambda(s,d)$ que corresponde ao tráfego de classe 1 $\{\lambda(s,d,c) / c = 1\} = \lambda(s,d,1)$, ou seja:

$$\lambda(s,d,1) = \lambda(s,d,c) \Big|_{c=1} = \frac{P_1}{100} \cdot \lambda(s,d) \quad (3.1)$$

Assim sendo, as matrizes de classe de tráfego $\Lambda(1)$ e $\Lambda(2)$ são definidas por:

$$\Lambda(1) = \frac{P_1}{100} \cdot \Lambda \quad (3.2)$$

$$\Lambda(2) = \Lambda - \Lambda(1) \quad (3.3)$$

As principais variáveis do problema, além das variáveis de topologia virtual b_{ij} são:

- λ_{ij} : tráfego total transportado pelo caminho óptico que interliga os nós (i,j) ;
- λ_{ijc} : tráfego de classe c transportado pelo caminho óptico que interliga os nós (i,j) ;
- λ_{ijsdc} : parcela de tráfego de classe c da demanda $\lambda(s,d,c)$ que é transportada pelo caminho óptico que interliga os nós (i,j) .

Nesta formulação são definidos o dobro de componentes de tráfego para cada demanda se comparado à formulação descrita no capítulo anterior, pelo fato de serem agora definidas duas classes de tráfego. Espera-se assim que se consiga mais flexibilidade na distribuição do tráfego pela rede, a exemplo do que foi observado na subseção 2.4.1.2, onde o aumento do grau lógico possibilitou um maior número de componentes e conseqüentemente, mais opções de roteamento. Os dois grupos de componentes, definidos pelas classes de tráfego, serão roteados de forma a obedecer ao critério de otimalidade definido pela função objetivo. Ao mesmo tempo, critérios particulares de roteamento serão aplicados a cada classe com a diferenciação das restrições de atraso.

Após essas considerações iniciais, pode-se descrever a forma geral das inequações que compõem os grupos de restrições do problema de otimização, bem como de sua função objetivo.

3.2.1. Declaração da Função Objetivo

Primeiramente deve-se especificar a função objetivo, que neste caso, assim como no modelo clássico descrito no Cap. 1, é o congestionamento λ_{MAX} . Como se pretende achar a solução que corresponda à minimização do congestionamento, a função objetivo deve ser declarada da seguinte forma:

$$\text{Minimize } (\lambda_{MAX}) \quad (3.4)$$

3.2.2. Restrições de Conservação de Tráfego

Há, nesta formulação, três tipos de restrições de conservação de tráfego. Faz-se nestas restrições a primeira referência a classes de tráfego, com inserção dos componentes de tráfego divididos por classe λ_{ijsdc} , das demandas $\lambda(s,d,c)$, sendo estes últimos elementos das matrizes de classe de tráfego Λ_c , $c = 1,2$, e da carga de tráfego de cada classe nos caminhos ópticos λ_{ijc} .

- Tipo 1: É dado um par de nós (s,d) com uma demanda de tráfego $\lambda(s,d,c)$. Os componentes λ_{ijsdc} dessa demanda de tráfego devem obedecer às restrições dos seguintes subgrupos de restrições, de tal forma que:
 - Subgrupo 1: A soma de todos os componentes λ_{ijsdc} que saem do nó s é igual a $\lambda(s,d,c)$;
 - Subgrupo 2: A soma de todos os componentes λ_{ijsdc} que chegam no nó d é igual a $\lambda(s,d,c)$;
 - Subgrupo 3: A soma dos componentes que saem e que chegam a um nó intermediário $k \notin \{s,d\}$ é nula.

Pode ser representada pela seguinte expressão:

$$\sum_j \lambda_{ijsdc} - \sum_j \lambda_{jisdc} = \begin{cases} \lambda(s,d,c) & \text{se } s = i \\ -\lambda(s,d,c) & \text{se } d = i, \forall (i,s,d,c) \\ 0 & \text{se } s \neq i, d \neq i \end{cases} \quad (3.5)$$

- Tipo 2: Referem-se ao tráfego nos caminhos ópticos λ_{ijc} e seus componentes λ_{ijsdc} . O carregamento de tráfego de classe c num caminho óptico λ_{ijc} deve ser igual à soma dos componentes λ_{ijsdc} que o atravessam:

$$\lambda_{ijc} = \sum_{s,d} \lambda_{ijsdc}, \forall (i, j, c) \quad (3.6)$$

- Tipo 3: Referem-se ao tráfego nos caminhos ópticos λ_{ijc} e seus componentes agregados por classe λ_{ijc} . O carregamento de tráfego num caminho óptico λ_{ijc} deve ser igual à soma de seus componentes agregados λ_{ijc} :

$$\lambda_{ij} = \sum_c \lambda_{ijc}, \forall (i, j) \quad (3.7)$$

3.2.3. Restrições de Limitação de Fluxo

Essas restrições impõem limites aos componentes elementares de tráfego λ_{ijsdc} , que não devem exceder a demanda $\lambda(s,d,c)$ que os origina, e também ao tráfego alocado aos caminhos ópticos λ_{ij} , que não deve exceder o congestionamento λ_{MAX} . Da mesma forma que no modelo clássico, define-se que o congestionamento é o tráfego no caminho óptico mais carregado.

- Tipo 1: Os fluxos de tráfego agregado nos caminhos ópticos λ_{ij} não devem exceder o congestionamento da rede λ_{MAX} (tráfego no caminho óptico mais carregado):

$$\lambda_{ij} \leq \lambda_{MAX}, \forall (i, j) \quad (3.8)$$

Vale observar que o tráfego alocado aos caminhos ópticos que define o congestionamento é o tráfego agregado λ_{ij} , ou seja, a princípio não se faz diferenciação em classes na composição da função objetivo do problema. Assim, no modelo multiserviço o tráfego é tratado de forma homogênea no que diz respeito ao atraso em filas.

Prosseguindo na descrição da formulação do modelo multiserviço, temos a seguir as restrições de limitação de fluxo do tipo 2:

- Tipo 2: Cada componente λ_{ijsdc} não deve exceder a sua demanda de tráfego de origem $\lambda(s,d,c)$, caso o caminho óptico que a transporta exista ($b_{ij} = 1$). Caso $b_{ij} = 0$ (caminho óptico inexistente entre i e j), o componente λ_{ijsdc} em questão é nulo:

$$\lambda_{ijsdc} \leq b_{ij} \cdot \lambda(s,d,c) \quad (3.10)$$

3.2.4. Restrições de Atraso Diferenciadas por Classe

Cada termo à esquerda dessas restrições é o produto de uma constante de atraso $\alpha_c \cdot d_{ij}$ por um componente de tráfego λ_{ijsdc} , sendo que cada restrição se refere a uma demanda de tráfego $\lambda(s,d,c)$. A constante de atraso $\alpha_c \cdot d_{ij}$ é o proporcional ao comprimento da menor rota física possível entre os nós i e j . Assume-se, portanto, que o tráfego agregado de um caminho óptico λ_{ij} seja sempre roteado pelo caminho de comprimento mínimo na topologia física, ficando assim determinados os nós intermediários pelos quais passa de forma transparente (sem conversão eletro-óptica).

Essas restrições representam uma soma ponderada do tráfego de cada componente λ_{ijsdc} multiplicado pelo atraso d_{ij} definido pelo menor percurso físico entre i e j . Esta soma não deve exceder o limite de atraso, colocado no lado direito da equação. O limite de atraso adotado é uniforme, como exposto na subseção 2.2.4, resultando na seguinte forma geral para este grupo de restrições:

$$\sum_{i,j} \lambda_{ijsdc} \cdot d_{ij} \leq \lambda(s,d,c) \cdot \alpha_c \cdot d_{\max} \quad (3.11)$$

As restrições de atraso são o ponto chave para a aplicação de restrições diferenciadas por classe destacadas no início deste capítulo. Nota-se na Eq. 3.11 que, na composição das restrições de atraso, não se agregam os componentes de tráfego de classes distintas, o que possibilita a aplicação de valores de parâmetro de atraso diferenciados por classe α_c , $c = 1,2$. Espera-se que para o tráfego de alta prioridade seja adotado um parâmetro de atraso menor, estabelecendo uma prioridade maior de roteamento pelas rotas mais curtas para esta classe. No estudo de caso feito na próxima seção, o tráfego de classe 2 é roteado de forma livre, ou seja, sem restrições de atraso, o que corresponde a $\alpha_2 = \infty$.

A aplicação de restrições diferenciadas de atraso não garante menor número de saltos para o roteamento de tráfego de classe 1. Restrições de roteamento de tráfego diferenciadas por classe aplicadas ao número de saltos poderiam ser implementadas ao se considerar variáveis inteiras b_{ijsdc} , necessárias para a quantificação do número de saltos necessários ao roteamento de cada demanda de tráfego. Infelizmente como em [Siv01], tal acréscimo no número de variáveis inteiras do problema MILP torna-o ainda mais difícil de resolver, requerendo muito tempo de

computação até mesmo para redes pequenas. O controle do número de saltos pode ser realizado de maneira muito mais eficiente pelo modelo descrito no Cap. 4, que apresentou um custo computacional muito menor no processo de otimização.

3.1.5. Restrições de Grau Lógico

São idênticas às restrições de grau lógico definidas na seção 2.3.4 para a formulação do modelo clássico, omitindo-se aqui sua descrição.

3.1.6. Restrições ao Valor das Variáveis

Em razão de não se admitir tráfego negativo nesta formulação, λ_{ij} , λ_{ijc} , λ_{ijsdc} e λ_{MAX} devem ser maiores ou iguais a zero.

$$\lambda_{ij} \geq 0 \quad (3.12)$$

$$\lambda_{ijc} \geq 0 \quad (3.13)$$

$$\lambda_{ijsdc} \geq 0 \quad (3.14)$$

$$\lambda_{MAX} \geq 0 \quad (3.15)$$

Como no modelo clássico, as variáveis b_{ij} são binárias, o que define as mesmas restrições ao valor dessas variáveis da formulação do modelo clássico, descritas na seção 2.2.

3.2. Resultados

O estudo de caso realizado para o modelo multiserviço descrito na seção anterior considera a mesma rede adotada na seção 2.3, onde se realizou o estudo do modelo clássico, para que se possa comparar os resultados obtidos para cada modelo. Foram gerados resultados para o congestionamento mínimo adotando-se grau lógico $\Delta_l = 1$ e $\Delta_l = 2$, mostrados respectivamente nas subseções 3.2.1 e 3.2.2. Para cada um destes casos, variou-se a distribuição de tráfego entre classes ao se atribuir diferentes valores ao fator de particionamento de tráfego P_1 . Não foram aplicadas restrições de atraso à classe de tráfego 2. Portanto, é definido apenas um parâmetro de atraso α_1 , correspondente às restrições de atraso aplicadas ao tráfego de classe 1.

Como exposto anteriormente na introdução deste capítulo, o objetivo principal é demonstrar como a distribuição de tráfego entre classes afeta o congestionamento ótimo. O modelo clássico corresponde exatamente à situação $P_1 = 100\%$, ou seja, todo o tráfego é associado à classe 1 e sujeito a restrição de atraso dadas por $\alpha_1 = \alpha$. Foram utilizadas as topologias virtuais B_1 , B_2 e B_3 como entradas para o modelo multiserviço, ficando o mesmo responsável pela solução do problema de distribuição de tráfego nas topologias virtuais obtidas como soluções ótimas, segundo o modelo clássico. A escolha das topologias virtuais B_1 , B_2 e B_3 especificamente para $\Delta_l = 2$, se deve ao fato de que, ao se pretender o roteamento de tráfego pelas rotas mais curtas para a classe 1, deve-se utilizar os mais baixos valores de α_1 possíveis, o que pode ser proporcionado por tais topologias virtuais.

3.2.1. Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 1$

Nestes resultados, vemos a influência da distribuição de atraso em topologias lógicas em anel ($\Delta_l = 1$), que poderão ser comparados aos obtidos na subseção 2.4.1.1, onde foi utilizado o modelo clássico. Para a compilação dos resultados desta seção foram otimizadas as distribuições de tráfego das três topologias virtuais mostradas na Fig. 2.8, mas agora levando em conta o particionamento da matriz de tráfego em duas classes. Para a classe 1 foram atribuídos valores para o parâmetro de atraso entre 1.0 e 3.0, além da eliminação das restrições de atraso ($\alpha_1 = \infty$), para diversas proporções do tráfego de Λ dividido entre as matrizes Λ_1 e Λ_2 , dadas por P_1 [%]. Para a classe 2 não foram consideradas restrições de atraso, o que corresponde a $\alpha_2 = \infty$.

A Fig. 3.1 mostra o congestionamento mínimo obtido para cada topologia virtual (B_1 , B_2 e B_3), solucionado-se o problema de roteamento de tráfego segundo o modelo multiserviço, para os valores de α_1 indicados no gráfico. Na Tab. 3.1 estão os valores exatos de congestionamento mínimo mostrados na Fig. 3.1.

O grau lógico unitário, assim como no modelo clássico, impõe limitações severas à flexibilidade da distribuição de tráfego. Neste caso, como se pode concluir pelos resultados mostrados na Fig. 3.1, o congestionamento mínimo de cada topologia virtual é determinado pelo parâmetro α_1 atribuído às restrições da classe 1, independente da quantidade de tráfego associada a esta classe, determinada por P_1 . Mesmo para uma ínfima quantidade de tráfego atribuída à matriz Λ_1 , por exemplo, nos pontos mais à direita do gráfico mostrado na Fig. 3.1, onde $P_1 = 0.01\%$ e

portanto $\Lambda_1 = 0.0001 \times \Lambda$, o congestionamento mínimo se mantém o mesmo que o obtido para $P_1 = 100\%$, situação em que todo o tráfego de Λ está sujeito às restrições de atraso dadas por α_1 .

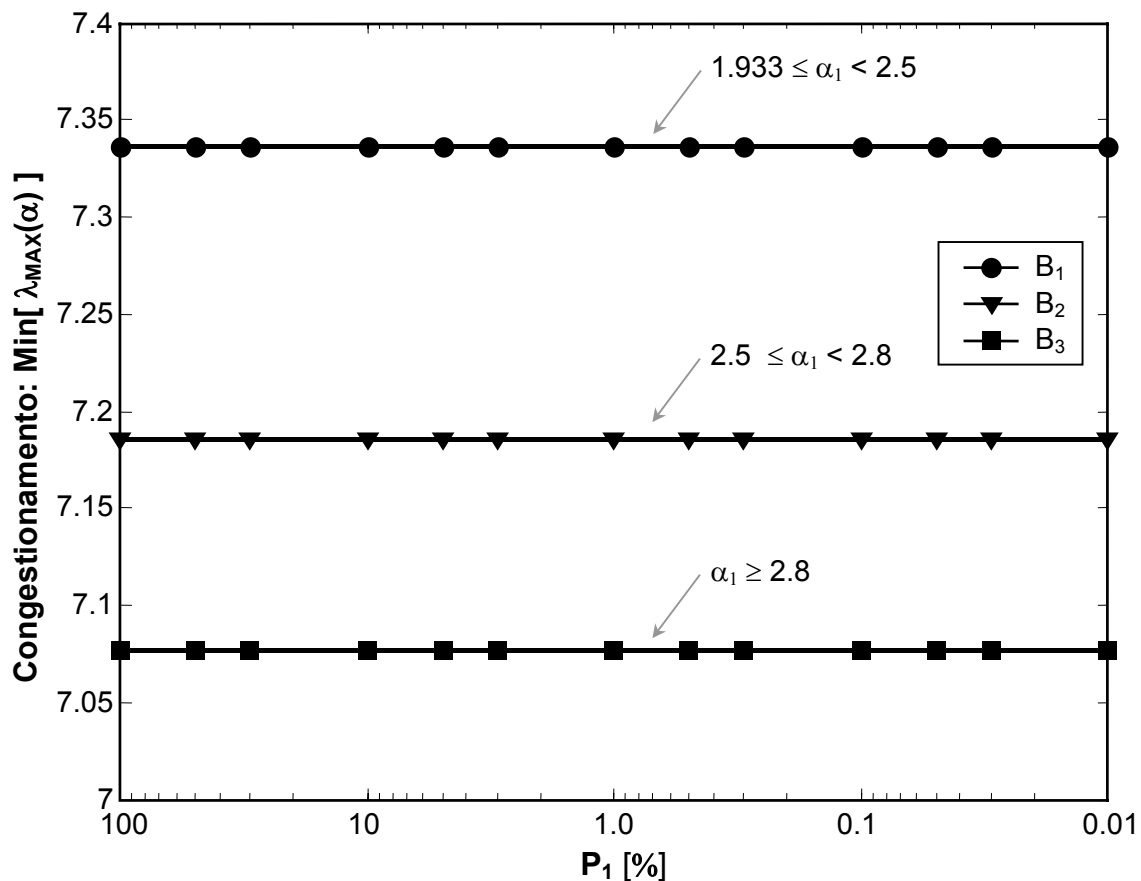


Fig. 3.1: Congestionamento mínimo vs. P_1 segundo o modelo multiserviço, considerando as três topologias virtuais ótimas obtidas pelo modelo clássico (B_1 , B_2 e B_3 – Fig. 2.8), para diversos valores de α_1 , especificados para cada topologia virtual.

Neste caso, pode-se concluir que, para grau lógico unitário, a divisão do tráfego em classes não oferece nenhum benefício. Isto ocorre devido à inexistência de diversidade de rotas entre os nós fonte e destino das demandas de tráfego $\lambda(s,d,1)$ e $\lambda(s,d,2)$. Dessa forma, mesmo que se restrinja o atraso de forma diferenciada para

cada classe de tráfego, não se consegue que efetivamente o tráfego seja roteado por percursos diferentes, porque, numa topologia lógica em anel ($\Delta_l = 1$), só existe uma rota possível dado um par fonte e destino (s,d). Enfim, para grau lógico unitário, o tráfego todo é roteado por este percurso, independente da classe a que pertença, e tanto a topologia virtual como a distribuição de tráfego passam a ser determinadas pelas restrições de atraso impostas à classe 1.

Topologia Virtual	Congestionamento Mínimo	α_1
B₁	7.336	$1.933 \leq \alpha_1 < 2.5$
B₂	7.185	$2.5 \leq \alpha_1 < 2.8$
B₃	7.077	$\alpha_1 \geq 2.8$

Tab. 3.1: Congestionamento mínimo segundo o modelo multiserviço, considerando as três topologias virtuais ótimas obtidas pelo modelo clássico (B₁, B₂ e B₃ – Fig. 1.9), para diversos valores de α_1 .

3.2.2. Resultados para Grau Lógico $\Delta_l = 2$

Seguindo o método de análise proposto na seção anterior, foram pré-estabelecidas as topologias virtuais ótimas obtidas pelo modelo clássico, resolvendo-se exclusivamente o problema de distribuição de tráfego segundo o modelo multiserviço. O intuito é quantificar o benefício que a divisão do tráfego em classes e a aplicação de restrições diferenciadas de atraso pode trazer ao projeto da rede. Este benefício se traduz em uma possível redução no congestionamento com a alteração da divisão do tráfego entre duas classes, partindo do ponto $P_1 = 100\%$, que corresponde ao modelo clássico, onde não há divisão do tráfego em classes e todo o tráfego de Λ está sujeito às restrições de atraso dadas por α_1 .

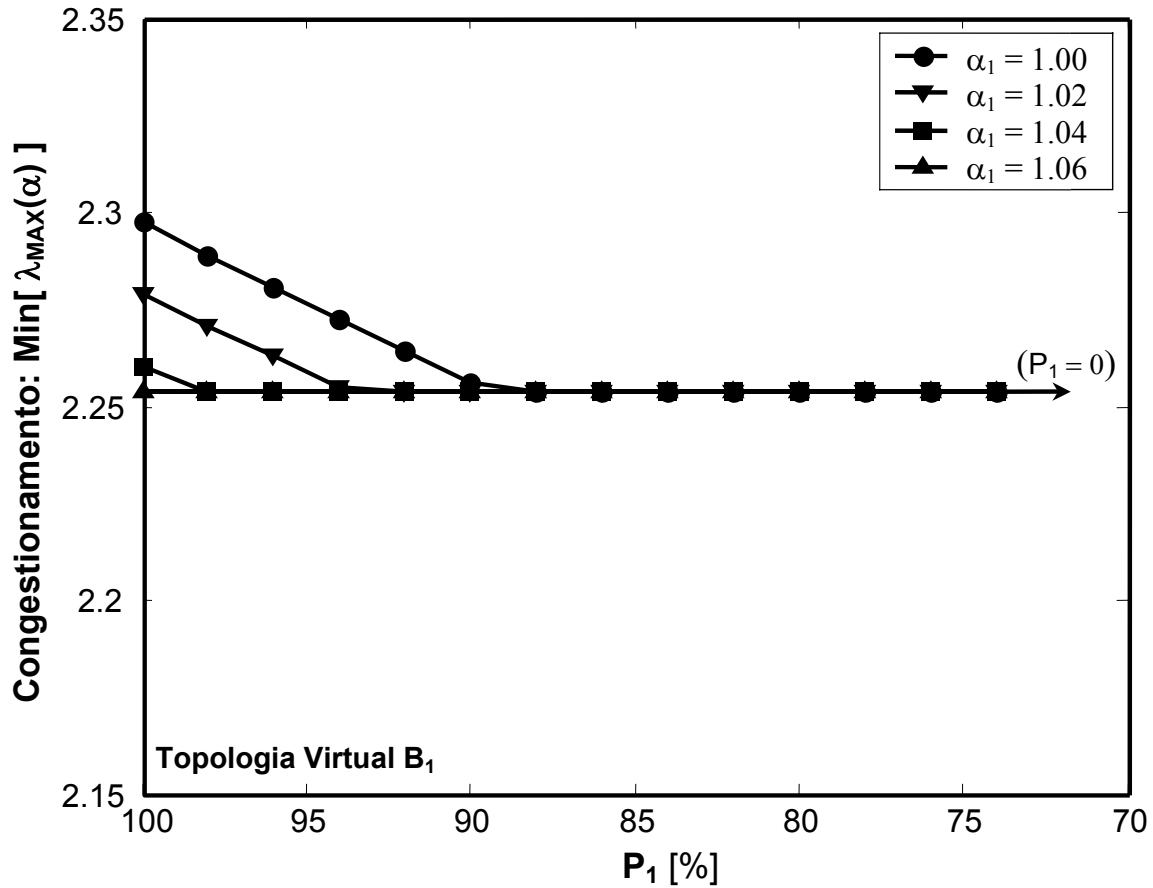


Fig. 3.2: Congestionamento mínimo vs. P_1 determinado pelo modelo multiserviço para a topologia virtual B_1 (Fig. 2.8), considerando $\alpha_{\text{MIN}} \leq \alpha_1 \leq \alpha_{\text{SAT}}$ (Tab 2.8) e $\Delta_1 = 2$.

Nesta seção, além de se adotar $\Delta_1 = 2$, variou-se o parâmetro de atraso α_1 , associado à classe 1, entre os valores α_{MIN} e α_{SAT} (Tab. 2.8) para as topologias virtuais B_1 , B_2 e B_3 (Fig. 2.11). O intuito é mostrar como se adapta a distribuição de tráfego em cada topologia virtual desde quando o tráfego da classe mais restrita está sujeito a restrições de atraso extremamente fortes ($\alpha_1 = \alpha_{\text{MIN}}$), avaliando os resultados de congestionamento com a variação de α_1 e P_1 tendo como base de comparação congestionamento mínimo $\text{Min}[\lambda_{\text{MAX}}(\infty)]$ que essas topologias virtuais podem oferecer segundo o modelo clássico, onde não há segregação do tráfego em

classes.

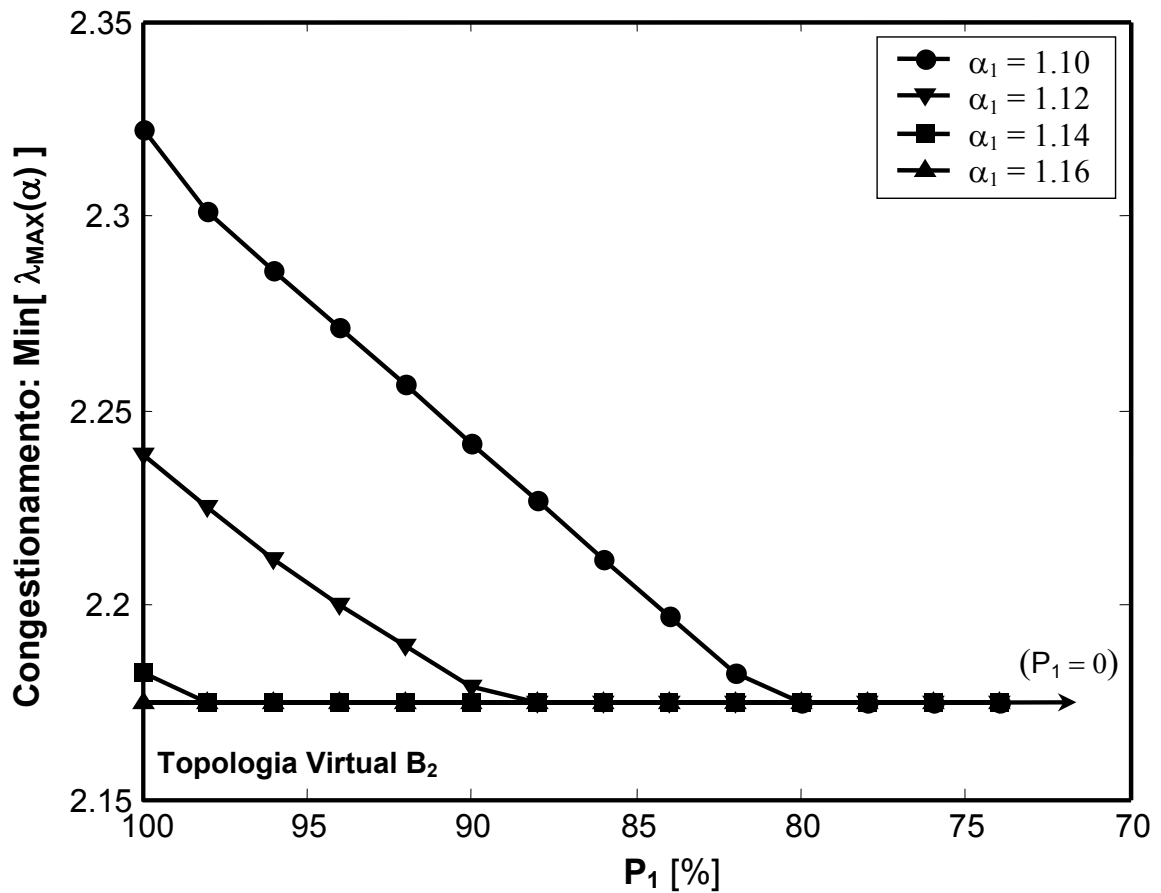


Fig. 3.3: Congestionamento mínimo vs. P_1 determinado pelo modelo multiserviço para a topologia virtual B_2 (Fig. 2.8), considerando $\alpha_{\text{MIN}} \leq \alpha_1 \leq \alpha_{\text{SAT}}$ (Tab 2.8) e $\Delta_l = 2$.

Os resultados obtidos para $\Delta_l = 2$ diferem completamente dos obtidos na seção anterior, onde foi adotado grau lógico unitário. Pode-se observar nas Figs 3.2, 3.3 e 3.4 que o congestionamento muda com a alteração da proporção de divisão do tráfego entre as classes (P_1), mantendo-se α_1 fixo, ao contrário do observado para $\Delta_l = 1$. Este efeito é observado em todos os casos considerados, independente da topologia virtual, desde que $\alpha_1 < \alpha_{\text{SAT}}$.

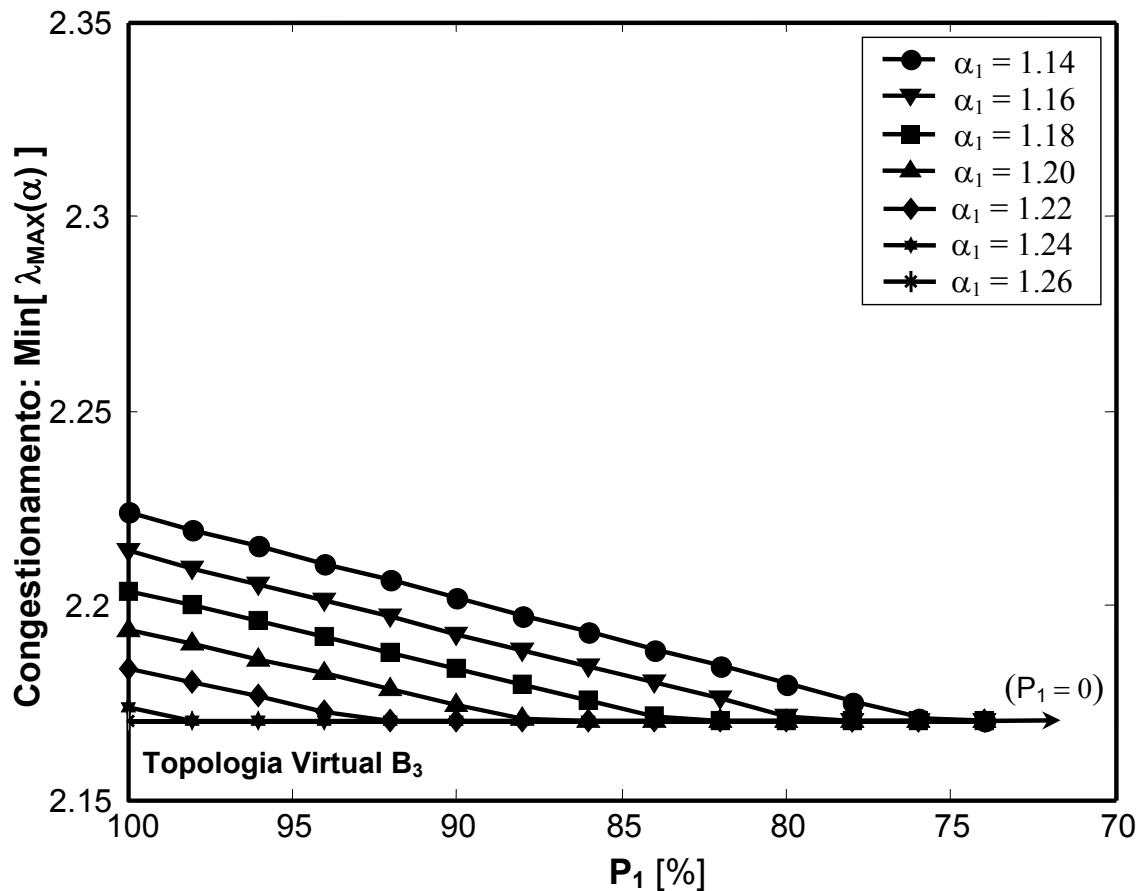


Fig. 3.4: Congestionamento mínimo vs. P_1 determinado pelo modelo multiserviço para a topologia virtual B₃ (Fig. 2.8), considerando $\alpha_{\text{MIN}} \leq \alpha_1 \leq \alpha_{\text{SAT}}$ (Tab 2.8) e $\Delta_l = 2$.

Considerando $\Delta_l = 2$, à medida que se retira tráfego da classe 1 (atraso restrito por α_1) e se adiciona tráfego na classe 2 (sem restrições de atraso), o congestionamento ótimo diminui. O ponto mais significativo a se ressaltar nos resultados mostrados nas Figs 3.2, 3.3 e 3.4 é que geralmente se atinge a saturação do congestionamento no valor $\text{Min}[\lambda_{\text{MAX}}(\infty)]$ de cada topologia virtual com a atribuição de uma pequena parcela de tráfego à classe 2. Na Fig. 3.2 por exemplo, a saturação da topologia virtual é atingida para apenas 12% do tráfego de Λ atribuído à classe 2 ($P_1 = 88\%$), para $\alpha_1 = \alpha_{\text{MIN}} = 1.0$, que corresponde à condição de restrições de atraso mais fortes

possíveis para a topologia virtual B_1 e também para a rede. No modelo clássico, tal valor de congestionamento só seria atingido para a topologia virtual B_1 para $\alpha \geq 1.06$ (Fig. 2.13; Tab. 2.8).

As Figs. 3.2, 3.3 e 3.4 mostram que a adaptação da distribuição de tráfego com a alteração de P_1 define uma relação linear entre P_1 e o congestionamento, desde $P_1 = 100\%$ (modelo clássico) até próximo de $P_1 = P_1^{\text{SAT}}$, onde se atinge a saturação em $\text{Min}[\lambda_{\text{MAX}}(\infty)]$ para a topologia virtual. Esta característica mostra que o modelo multiserviço é capaz de promover uma adaptação gradual e bastante precisa da distribuição de tráfego pela rede, controlando a quantidade de tráfego alocada aos diversos percursos disponíveis entre os nós fonte e destino (s,d) de uma demanda de tráfego $\lambda(s,d)$ de acordo com a divisão em classes dada por P_1 . A diversidade de percursos dados pela concatenação de caminhos ópticos entre cada par (s,d) só é possível para $\Delta_l > 1$.

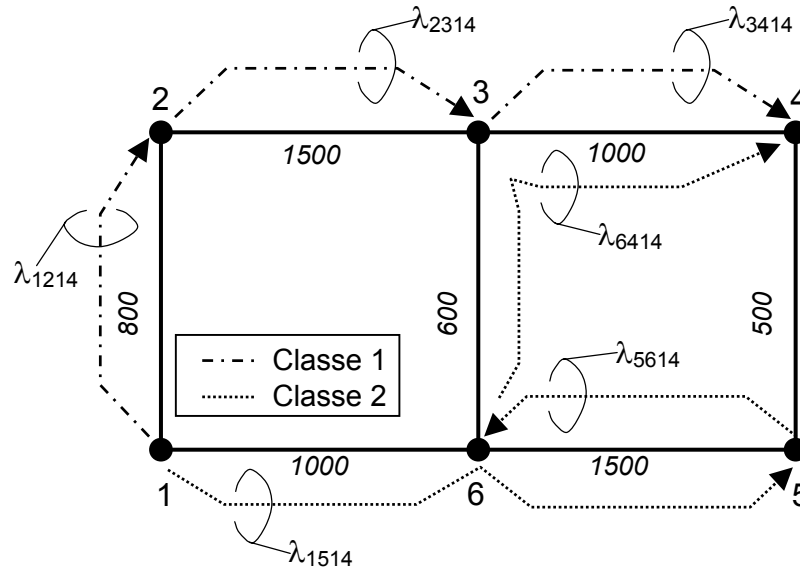


Fig. 3.5: Esquema de roteamento da demanda de tráfego $\lambda(1,4)$ pela topologia virtual B_2 ($\Delta_l = 2$), com as restrições de atraso mais fortes possíveis definidas para esta topologia virtual ($\alpha_1 = \alpha_{\text{MIN}} = 1.10$).

Tomando-se como exemplo a distribuição do tráfego da demanda $\lambda(1,4)$ pela topologia virtual B_2 , considerando as restrições de atraso mais fortes possíveis para esta topologia virtual ($\alpha_1 = \alpha_{\text{MIN}} = 1.10$ – Fig. 3.3), foram obtidos os componentes de tráfego mostrados na Fig. 3.5. Na Tab. 3.2 são especificadas as intensidades desses componentes de tráfego para $P_1 = 100\%$ (modelo clássico), $P_1 = 90\%$ e $P_1 = P_1^{\text{SAT}} = 80\%$.

Rota	d _{sd}	λ _{ij14c}	P ₁					
			100%		90%		80%	
			Classe 1	Classe 2	Classe 1	Classe 2	Classe 1	Classe 2
1	3300 (rota curta)	λ _{1214c}	0.710	-	0.639	0	0.568	0
		λ _{2314c}	0.710	-	0.639	0	0.568	0
		λ _{3414c}	0.710	-	0.639	0	0.568	0
2	5600 (rota longa)	λ _{1514c}	0	-	0	0.071	0	0.142
		λ _{5614c}	0	-	0	0.071	0	0.142
		λ _{6414c}	0	-	0	0.071	0	0.142
Min [λ _{MAX} (α ₁ = α _{MIN})]			2.254		2.242		2.175	

Tab. 3.2: Componentes de tráfego responsáveis pelo roteamento da demanda $\lambda(1,4)$ pela topologia virtual B_2 ($\Delta_1 = 2$; $\alpha = \alpha_{\text{MIN}} = 1.10$), para diversas proporções de divisão da matriz de tráfego em classes P_1 .

Os resultados mostrados na Tab. 3.2 explicam como é realizada a adaptação da distribuição de tráfego em uma topologia virtual ao serem definidas diferentes proporções de tráfego P_1 designadas a cada classe, a partir da matriz de tráfego original Λ . Para $P_1 = 100\%$, temos um resultado equivalente à aplicação do modelo

clássico, onde não é realizada divisão do tráfego em classes e é impossível a aplicação de restrições diferenciadas de roteamento de tráfego. Neste caso, a demanda de tráfego $\lambda(1,4)$ é roteada pela rota mais curta possível entre seus nós fonte e destino, seguindo o percurso $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$ (Fig. 3.5), com atraso total $d_{sd} = 3300$. O roteamento é realizado exclusivamente (sem bifurcações) pela rota mais curta entre fonte e destino, devido ao fato de ter sido adotado $\alpha = \alpha_{MIN}$, o que significa que esta solução para o roteamento de tráfego é a que permite que o atraso seja o minimizado, pois corresponde às restrições de atraso mais fortes possíveis para esta topologia virtual. O resultado dessa extrema restrição ao atraso é o alto congestionamento observado neste caso ($\text{Min} [\lambda_{MAX}(\alpha_1 = \alpha_{MIN})] = 2.322$ / Fig. 2.13).

Ao se designar 10% do tráfego à classe 2, as restrições de atraso definidas por $\alpha_1 = \alpha_{MIN}$ passam a atuar sobre apenas a parte do tráfego da demanda $\lambda(1,4)$ pertencente à classe 1, dada por $P_1 = 90\%$. O tráfego de classe 2 pode ser distribuído sem restrições quanto ao comprimento do percurso físico pela topologia virtual, já que $\alpha_2 = \infty$, o que permite a utilização de uma nova rota entre os nós fonte - destino de $\lambda(1,4)$, definida na Fig. 3.5 pelo percurso $1 \rightarrow 5 \rightarrow 6 \rightarrow 4$. Esta nova rota possui atraso $d_{sd} = 5600$, bem maior que o do percurso utilizado pelo tráfego da classe 1, que é de apenas $d_{sd} = 3300$.

O direcionamento do tráfego de menor prioridade (classe 2) para rotas mais longas é o fator responsável pela redução proporcional do congestionamento com relação a P_1 , observada nas Fig. 3.2, 3.3 e 3.4 e na Tab. 3.2. Isto é consequência de um grau maior de liberdade dado ao roteamento de classe 2, pela aplicação de restrições diferenciadas para cada classe. Neste caso, por não serem aplicadas restrições de

atraso ao tráfego de classe 2, sua distribuição pela rede é feita de forma a atender exclusivamente à minimização da função objetivo, o que permite a seleção de rotas menos utilizadas pelo tráfego de classe 1 devido ao seu maior atraso associado. Cria-se assim, pela aplicação de restrições diferenciadas por classe, graus de prioridade na ocupação dos melhores recursos da rede que, para este modelo, são as rotas mais curtas.

A eficiência da utilização do modelo multiserviço é demonstrada na Tab. 3.2 ao se concluir que, para uma pequena parte do tráfego designada à classe 2, apenas 20% neste caso, consegue-se a redução do congestionamento ao mínimo $\text{Min}[\lambda_{\text{MAX}}(\infty)]$ definido pelo modelo clássico para a topologia virtual em questão. Este valor mínimo é obtido quando as restrições de atraso são eliminadas do modelo ($P_1 = 0$), podendo somente ser obtido pelo modelo clássico ao se considerar $\alpha = \infty$ (Tab. 2.7 e Fig. 2.13). Cabe observar ainda que, mesmo com esta redução do congestionamento ao valor mínimo $\text{Min}[\lambda_{\text{MAX}}(\infty)]$ obtido pelo modelo clássico sem restrições de atraso, garante-se que uma grande parte, cerca de 80 % do tráfego de Λ seja roteado com as restrições de atraso mais fortes possíveis para esta topologia virtual, o que evidencia as vantagens da utilização do modelo multiserviço.

Capítulo 4

Projeto de Topologias Virtuais com Otimização da Transparência

4.1. Introdução

A primeira geração de redes ópticas teve como função principal superar limites em velocidade de transmissão de dados e no comprimento dos enlaces, impostos por tecnologias existentes anteriormente. O desenvolvimento de novos tipos de fibras, com pequena atenuação e dispersão e baixa susceptibilidade a efeitos não lineares [AgrBk92], juntamente com o desenvolvimento de dispositivos ópticos tais como amplificadores e elementos de compensação de dispersão, foram determinantes para que atualmente as redes ópticas sejam consideradas a melhor escolha para a implementação de redes de transporte de dados de alta velocidade [AgrBk95] [RamBk].

A multiplexação de comprimentos de onda permitiu não somente a multiplicação da capacidade inicial de transmissão de enlaces de fibra óptica, aproveitando uma banda de transmissão extremamente larga, mas também proporcionou o desenvolvimento de redes com roteamento transparente de tráfego. O roteamento transparente pode ser implementado em uma rede óptica de diversas formas [RamBk] [MukBk], sendo que a implementação estudada neste trabalho é a de uma rede em malha, com um número limitado de interfaces optoeletrônicas nos nós, que também possuem dispositivos ópticos necessários para comutação de comprimentos de onda. A transparência nos nós de uma rede óptica é então a capacidade de proporcionar uma matriz óptica de interconexão que permite o

roteamento dos componentes de tráfego que são transportados por cada caminho óptico. Estes caminhos ópticos, ao alcançarem um nó, podem ser redirecionados por dispositivos ópticos como multiplexadores, demultiplexadores e chaves ópticas para diversos enlaces de fibra em direção a outros nós, sem a necessidade de se processar eletronicamente o tráfego transportado em cada caminho óptico para fins de roteamento.

O roteamento de caminhos ópticos nos nós da rede determina o caminho físico que os mesmos percorrem até alcançarem o destino e está diretamente relacionado com a configuração de dispositivos ópticos nos nós. Uma solução para tal configuração é objeto de estudo de trabalhos que tratam dos problemas de roteamento e designação de comprimentos de onda aos caminhos ópticos (*routing and wavelength assignment* - RWA) [MukBk] [RamBk] [Siv01] [CahBk], cujo modelamento por programação linear inteira mista [AhuBk] produz problemas de difícil tratamento computacional, mais até que o modelo clássico [Ram96], dado o expressivo aumento do número de variáveis inteiras.

Tratamos aqui de outro problema, o projeto de topologias virtuais (*virtual topology design* - VTD) em função da distribuição de tráfego mais adequada a um determinado critério de otimização, representado pela função objetivo. A transparência nos nós é que possibilita que a topologia virtual seja determinada de forma relativamente independente da configuração dos enlaces físicos. Em redes com roteamento transparente de tráfego, o comprimento dos caminhos ópticos pode exceder o dos enlaces físicos, já que os mesmos podem passar por diversos nós de

maneira transparente, percorrendo quantos enlaces físicos forem necessários para que atinjam seus respectivos destinos, definidos pela topologia virtual. A topologia virtual pode ser projetada convenientemente, de acordo com necessidades específicas, definidas pelo tráfego a ser transportado e pelo número e capacidade de dispositivos ópticos e eletrônicos disponíveis nos nós. A flexibilidade e a velocidade proporcionadas por redes ópticas com roteamento transparente de tráfego podem ser utilizadas para muitos propósitos, como restauração e proteção da rede [Bue04_3] [Mai05], distribuição do tráfego minimizando o atraso ou o congestionamento [RamBk] [Muk96] ou então minimizando o processamento de tráfego em roteadores eletrônicos, objetivo do modelo proposto neste capítulo.

Em redes ópticas totalmente transparentes (*single-hop*), o transporte de todas as demandas é realizado como se houvesse um caminho óptico dedicado a cada demanda de tráfego $\lambda(s,d)$. No entanto, para redes grandes, a solução totalmente transparente requereria tantos caminhos ópticos que passa a não se tornar eficiente, como exemplificado no Cap. 1. Em uma topologia virtual semitransparente, o número de caminhos ópticos é limitado pelo grau lógico dos nós da rede, considerado aqui um dado de projeto. Podemos facilmente identificar dois componentes para o custo gerado pelo fato de não se ter uma topologia virtual totalmente transparente. Um é a tendência ao aumento no congestionamento com a redução do grau lógico, porque o número de caminhos ópticos disponíveis para transporte de tráfego também diminui neste caso. Outro é o aumento no processamento dos nós da rede, que passam a ter que comutar não apenas componentes de tráfego destinados a eles mesmos, mas também os componentes que devem ser redirecionados para outros caminhos

ópticos até que alcancem o nó destino. Essa parcela de tráfego que é roteada eletronicamente para outro caminho óptico, pois não chegou a seu destino final, é exatamente o custo associado ao processamento eletrônico que é demandado mediante a limitação do número de caminhos ópticos, e conseqüentemente do número de interfaces optoeletrônicas por nó, representadas no modelo pelas restrições de grau lógico. Até então, não é do nosso conhecimento que outro trabalho tenha considerado de tal maneira o processamento eletrônico como custo de um modelo exato de otimização combinatorial.

A maior parte dos modelos propostos anteriormente para projeto de topologias virtuais de redes ópticas semitransparentes, seja de programação mista ou utilizando métodos heurísticos, inclusive os modelos descritos nos dois últimos capítulos, se concentrou em uma determinada função objetivo no processo de otimização da topologia virtual: a minimização do congestionamento. O argumento para se utilizar tal função objetivo é baseado na relação entre o congestionamento e o atraso médio em filas por caminho óptico, definida na Eq. 2.9. A vazão de tráfego na rede é seriamente prejudicada com o aumento do congestionamento, já que o aumento excessivo do atraso em filas pode praticamente causar a paralisação do tráfego [RamBk]. Ao se minimizar o congestionamento, o atraso médio em filas por caminho óptico também é reduzido, resultando em uma solução para a topologia virtual que permite roteamento de tráfego com distribuição bastante equânime entre os caminhos ópticos, que tendem a ser pouco solicitados. Assim sendo, a aplicação de tal função objetivo busca estabelecer a maior margem possível entre a carga de tráfego alocada aos caminhos ópticos e a sua capacidade nominal, buscando

maximizar a vazão de tráfego na rede ao reduzir o atraso em filas médio por caminho óptico.

Examinando as soluções obtidas para os modelos clássico e multiserviço (seções 2.4 e 3.2), em que utilizamos a minimização do congestionamento como função objetivo, constatamos que a minimização do congestionamento por si só, apesar de poder exercer redução no atraso médio em filas por caminho óptico, não garante uma situação em que o tráfego seja transportado em um número pequeno de saltos. Pelo contrário, observamos que o tráfego é geralmente roteado utilizando muitos saltos, mesmo quando há possibilidade de que seja transmitido de maneira totalmente transparente. Além disso, a minimização do congestionamento não garante soluções válidas para a distribuição de tráfego, que sempre apresentaram componentes de tráfego formando ciclos, como mencionado na seção 2.4.

Consideramos que o projeto de topologias virtuais deve levar em conta tanto os limites impostos pelo número e capacidade dos dispositivos óticos, quanto os impostos pela capacidade e número de interfaces (*transceivers*) dos roteadores eletrônicos. Nos modelos propostos anteriormente, baseados no enfoque clássico de minimização do congestionamento, não há nenhuma restrição relacionada com a quantidade de tráfego processada no nó e nem o estabelecimento de qualquer prioridade para a transmissão totalmente transparente de tráfego, fato que gera distribuições de tráfego com muitos saltos. Além disso, a minimização do congestionamento inviabiliza a otimização exata utilizando modelos MILP, pois resulta em problemas de otimização combinatorial de difícil solução, cujo tempo de

otimização cresce exponencialmente com o aumento do número de nós da rede [Ram96], de tal forma que, mesmo para redes pequenas, não se consiga obter soluções ótimas em um tempo razoável com os recursos computacionais disponíveis atualmente. O controle do número de saltos já foi formulado em [Siv01], mas aumenta enormemente a complexidade de um tipo de modelo de otimização que produz problemas com já reconhecida dificuldade no tratamento computacional.

A perda de pacotes e o atraso em sua transmissão pela rede são fatores de causam degradação da qualidade dos serviços oferecidos em redes de comunicações. Exceto o atraso de propagação, esses fatores são geralmente causados nos nós da rede, onde um surto de tráfego pode causar o aumento do atraso em filas ou até mesmo o descarte de pacotes. Entendemos então que seja muito importante que o tráfego, ao ser transportado pela rede, seja armazenado em filas e processado para retransmissão o mínimo possível de vezes, devendo ser preferencialmente transmitido por um caminho óptico direto de fonte a destino (s,d), para que se possa minimizar a probabilidade de perda de pacotes e o atraso em filas. Segundo este critério, privilegiamos a maximização da transparência ao adotar a minimização do tráfego processado eletronicamente para retransmissão nos nós da rede como função objetivo do modelo proposto neste capítulo. Com essa função objetivo, procuramos uma topologia virtual que permitisse a distribuição de tráfego mais semelhante possível com a que ocorre no caso de roteamento totalmente transparente.

Uma análise dos resultados obtidos mostrou que o modelo de otimização da transparência, contribuição principal deste trabalho, consiste em uma alternativa viável de projeto de topologias virtuais e distribuição de tráfego em redes ópticas, devido a:

- minimizar a quantidade de tráfego processado para retransmissão nos nós da rede, resultando na distribuição de tráfego mais transparente possível;
- requerer pequeno tempo de otimização, mesmo para problemas MILP considerados até então insolúveis com os recursos computacionais disponíveis, valendo ressaltar que, de nosso conhecimento, nada ainda foi relatado sobre modelos de programação linear mista aplicados a otimização de tráfego em redes [AhuBk] com tal propriedade;
- permitir limitação do congestionamento simultaneamente à minimização do processamento nos nós, possuindo assim um caráter multi-objetivo;
- levar em conta os limites definidos tanto pela capacidade de processamento dos roteadores eletrônicos, com a utilização de uma função objetivo apropriada, quanto pelos recursos disponíveis na camada óptica, com a imposição de restrições de limitação do congestionamento e de restrições de grau lógico;
- possibilitar a implementação de classes de tráfego com critérios diferenciados de roteamento, pois permite o controle de diversidade de rotas; isto requer um

aumento expressivo do número de variáveis inteiras, tornando o problema ainda mais complexo segundo o tratamento clássico, no entanto, não determinando um aumento expressivo do tempo de otimização para o problemas estudados;

- propiciar soluções válidas para o roteamento de tráfego, sem apresentar inconsistências como os ciclos observados nos resultados dos modelos cuja função objetivo é a minimização do congestionamento.

Na próxima seção descrevemos a formulação do modelo de otimização da transparência. Na seção 4.3 serão mostrados os resultados pertinentes ao modelo descrito na seção 4.2, com os comentários subjacentes. Na seção 4.4 é proposta uma extensão ao modelo de otimização da transparência, integrando ao mesmo o conceito de divisão do tráfego em classes com a aplicação de restrições diferenciadas de roteamento, compondo o que chamamos de modelo multiserviço de otimização da transparência. A seção 4.5 mostra os resultados deste modelo, com os devidos comentários.

4.2. Formulação do Modelo de Otimização da Transparência

A formulação do modelo de otimização da transparência será descrito nesta seção de maneira resumida, considerando que o detalhamento de cada grupo de restrições da formulação do modelo clássico realizado nas seções 2.2 e 2.3 permite uma razoável interpretação de suas funções. Na seqüência estão relacionados os grupos de restrições da formulação do modelo de otimização da transparência.

- Restrições de Conservação de Fluxo

$$\sum_j \lambda_{ijsd} - \sum_j \lambda_{jisd} = \begin{cases} \lambda(s, d) & \text{se } s = i \\ -\lambda(s, d) & \text{se } d = i \\ 0 & \text{se } s \neq i, d \neq i \end{cases} \quad \forall (s, d) \quad (4.1)$$

$$\lambda_{ijsd} \leq b_{ij} \cdot \lambda(s, d) \quad (4.2)$$

- Restrições de Grau Lógico

$$\sum_i b_{ij} = \Delta; \forall j \quad (4.3)$$

$$\sum_j b_{ij} = \Delta; \forall i \quad (4.4)$$

- Restrições de Tráfego Processado para Retransmissão

- definição do tráfego retransmitido em cada nó:

$$FT_j = \sum_{s,d} \sum_i \lambda_{ijsd}, j \neq d \quad (4.5)$$

- definição do tráfego retransmitido na rede:

$$FT_{NET} = \sum_j FT_j \quad (4.6)$$

- Declaração da Função Objetivo

$$\text{Minimize } (FT_{NET}) \quad (4.7)$$

A formulação do modelo de otimização de transparência, assim como a do modelo clássico, tem como dados de entrada a matriz de tráfego $\Lambda(s,d)$ e o grau lógico da rede Δ_l , e como principal grupo de variáveis reais os componentes de tráfego λ_{ijsd} , tendo b_{ij} como variáveis inteiras de topologia virtual. As restrições de conservação de fluxo, Eq. 4.1 e 4.2, e as restrições de grau lógico, Eqs. 4.3 e 4.4, são semelhantes às do modelo clássico. Também são consideradas as restrições ao valor das variáveis, definindo componentes de tráfego não-negativos $\lambda_{ijsd} > 0$ e declarando as variáveis b_{ij} como inteiras e binárias $b_{ij} \in \{0,1\}$, definidas nas Eqs. 4.8 e 4.9.

$$\lambda_{ij} \geq 0; \lambda_{ijsd} \geq 0; \lambda_{MAX} \geq 0 \quad (4.8)$$

$$b_{ij} \leq 1; b_{ij} \geq 0; b_{ij} \in Z \quad (4.9)$$

A diferença principal entre esses modelos anteriormente descritos nos Caps. 2 e 3 e o modelo de otimização da transparência formulado neste capítulo está em um grupo de variáveis reais relacionadas ao processamento de tráfego nos nós da rede, mostradas nas Eqs. 4.5 e 4.6. Cada nó j' tem que processar uma quantidade $FT_{j'}$ de tráfego para comutá-lo a outro caminho óptico, além do tráfego que é endereçado a este mesmo nó j' . Portanto, para a composição das variáveis relacionadas ao processamento de tráfego considera-se apenas os componentes de tráfego do tipo $\{\lambda_{ij'sd} / j' \neq d\}$ que chegam a um nó j' , ou seja, são componentes de tráfego que estão chegando a um nó intermediário de sua rota ($j' \neq d$) para serem retransmitidos. O somatório de todas estas variáveis FT_j é a função objetivo FT_{NET} , como definido na

Eq. 4.6. O roteamento totalmente transparente de tráfego resulta em $FT_{NET} = 0$; neste caso, os nós processam apenas o tráfego destinado a eles mesmos, pois como o roteamento tem que ser realizado em apenas um salto, só há componentes não-nulos do tipo $\{ \lambda_{ijsd} / j = d \}$ na solução para a distribuição de tráfego.

Podemos ainda definir outras variáveis relacionadas ao processamento de tráfego, levando em conta não apenas o tráfego a ser retransmitido, mas a carga total de tráfego a ser processado em cada nó EP_j (Eq. 4.10) e na rede EP_{NET} (Eq. 4.11). Essas variáveis serão utilizadas na análise dos resultados para avaliação da eficiência do modelo de otimização da transparência.

$$EP_j = \sum_{s,d} \sum_i \lambda_{ijsd} \quad (4.10)$$

$$EP_{NET} = \sum_j EP_j \quad (4.11)$$

O tráfego processado eletronicamente na solução totalmente transparente define o menor valor possível, o limite inferior (*lower-bound*) [AhuBk] para o processamento eletrônico em cada nó EP_j^{LB} e para a rede EP_{NET}^{LB} . Considerando uma distribuição de tráfego realizada em uma topologia virtual semitransparente, a carga de tráfego a ser processada nos nós EP_j certamente será maior que este limite inferior EP_j^{LB} , o mesmo ocorrendo com relação à EP_{NET} . Este aumento do processamento eletrônico em cada nó é exatamente FT_j , o tráfego a ser retransmitido. Os limites inferiores EP_j^{LB} e EP_{NET}^{LB} podem ser obtidos a partir da matriz de tráfego, como mostrado nas Eqs. 4.12 e 4.13.

$$EP_{j=d}^{LB} = \sum_s \Lambda(s, d), \forall d \quad (4.12)$$

$$EP_{NET}^{LB} = \sum_j EP_j^{LB} = \sum_{s,d} \lambda(s,d) \quad (4.13)$$

A transparência na distribuição de tráfego T [%] proporcionada por uma topologia virtual é definida na Eq. 4.14. A solução totalmente transparente atinge o limite inferior de processamento, resultando em $T = 100\%$ e $EP_{NET} = EP_{NET}^{LB}$. Neste caso, o processamento de tráfego para retransmissão FT_{NET} é nulo, ou seja, os nós só processam componentes de tráfego destinados a eles próprios, do tipo $\{ \lambda_{ijsd} / j = d \}$.

$$T = \frac{EP_{NET}^{LB}}{EP_{NET}} \cdot 100 \text{ [%]} \quad (4.14)$$

Os resultados reunidos na próxima seção mostram que o modelo de otimização da transparência realmente possibilita a obtenção de soluções ótimas em tempo razoável e com alta transparência, resultando em EP_{NET} e EP_j bastante próximos de seus limites inferiores EP_j^{LB} e EP_{NET}^{LB} , o que comprova sua eficiência em minimizar o processamento de tráfego para retransmissão, representado pelas variáveis FT_j e FT_{NET} .

4.3. Resultados

Os estudos de caso realizados neste capítulo são bastante diferente dos realizados nos Caps. 2 e 3, pois o objeto de estudo são redes de 14 a 30 nós, com investigação comparativa mais aprofundada para uma rede de 14 nós [Ram96]. Na Fig. 4.1, temos a representação da topologia física desta rede. Tais dimensões para as redes sob análise neste capítulo resultam em problemas de otimização resolvidos até então, dentro de nosso conhecimento, exclusivamente por métodos heurísticos [Muk94] [Muk96] [MukBk] [Ram96] [RamBk] [Siv01].

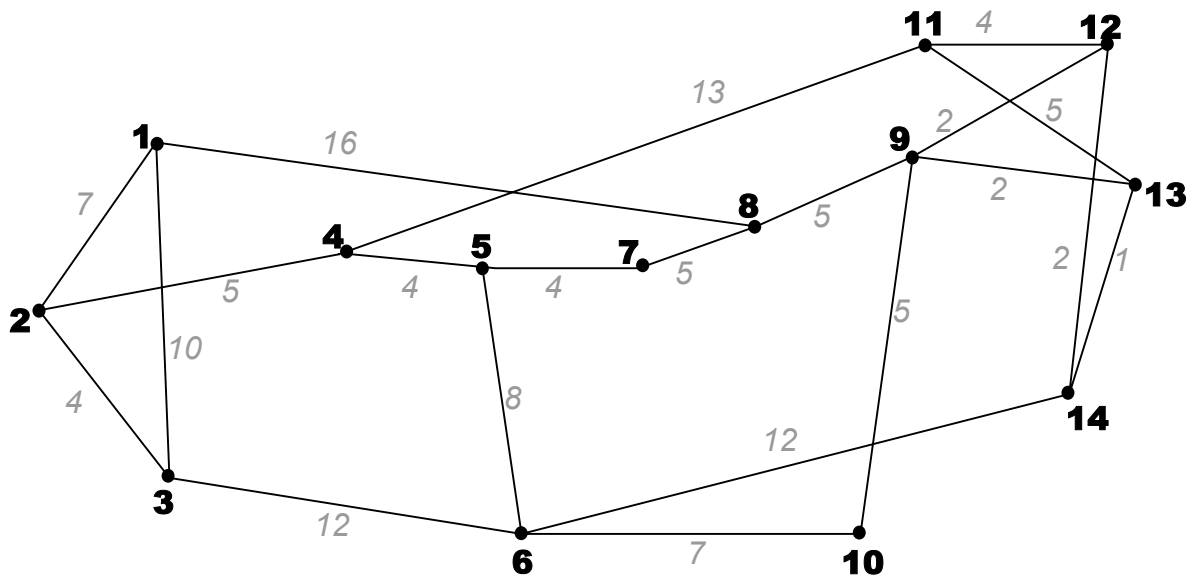


Fig. 4.1: Topologia Física da rede de 14 nós NSFNet adotada como estudo de caso, onde o comprimento dos enlaces está discriminado ao lado de cada um deles em itálico e os nós estão numerados de 1 a 14 em negrito.

Para esta rede de 14 nós foram consideradas duas matrizes de tráfego com características bastante diferentes [Ram96]. Nas tabelas a seguir estão as matrizes de tráfego Λ_1 (Tab. 4.1) e Λ_2 (Tab. 4.2).

s/d	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1	0.000	33.029	32.103	26.008	0.525	0.383	82.633	31.992	37.147	0.568	0.358	0.544	0.651	0.160
2	0.546	0.000	0.984	0.902	0.866	0.840	0.013	62.464	0.475	0.001	0.342	0.925	0.656	0.501
3	35.377	0.459	0.000	0.732	0.272	0.413	28.242	0.648	0.909	0.991	56.150	23.617	1.584	0.935
4	0.739	0.225	0.296	0.000	0.896	0.344	0.012	84.644	0.293	0.208	0.755	0.106	0.902	0.715
5	0.482	96.806	0.672	51.204	0.000	0.451	0.979	0.814	0.225	0.694	0.504	0.704	0.431	0.333
6	0.456	0.707	0.626	0.152	0.109	0.000	0.804	0.476	0.429	0.853	0.280	0.322	90.503	0.212
7	0.042	0.067	0.683	0.862	0.197	0.831	0.000	0.585	67.649	56.138	0.896	0.858	73.721	0.582
8	0.616	0.640	0.096	97.431	0.308	0.441	0.299	0.000	0.161	0.490	0.321	0.638	82.231	0.376
9	0.786	0.323	0.676	0.359	0.019	50.127	12.129	0.650	0.000	0.483	45.223	58.164	0.894	0.613
10	0.037	0.318	0.367	2.981	0.976	0.629	0.525	0.293	0.641	0.000	33.922	0.228	0.995	71.905
11	12.609	0.479	0.146	0.174	0.181	0.072	23.080	0.671	0.634	0.759	0.000	0.725	0.592	0.445
12	0.887	0.004	1.614	0.471	0.120	0.263	0.585	0.086	0.157	95.633	42.828	0.000	0.527	0.021
13	9.019	0.569	0.936	0.975	81.779	0.573	0.738	0.410	0.490	0.948	0.154	0.145	0.000	0.436
14	20.442	0.515	0.719	0.089	39.269	49.984	0.720	0.863	0.858	0.490	0.106	0.765	0.059	0.000

Tab. 4.1: Matriz de tráfego Λ_1 da rede de 14 nós NSFNet adotada como estudo de caso, onde as demandas de tráfego $\lambda(s,d) > 1$ estão em negrito.

s/d	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E
1	0.000	1.090	2.060	0.140	0.450	0.040	0.430	1.450	0.510	0.100	0.070	0.080	0.000	0.330
2	11.710	0.000	8.560	0.620	11.120	7.770	3.620	15.790	3.660	16.610	2.030	37.810	4.830	13.190
3	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000
4	0.310	3.410	13.640	0.000	1.900	0.600	0.700	2.880	2.000	3.260	3.070	6.690	0.080	4.010
5	0.280	67.510	19.020	3.430	0.000	4.030	10.770	62.220	24.020	17.920	0.450	79.030	9.970	5.290
6	0.000	5.810	3.420	5.520	3.400	0.000	2.610	2.680	0.870	3.870	0.040	0.840	0.060	2.480
7	1.750	22.020	102.310	4.470	22.030	7.900	0.000	114.100	19.820	21.950	0.780	71.400	0.330	32.840
8	2.390	63.840	210.300	8.520	28.210	2.660	97.080	0.000	43.950	33.000	11.370	48.630	5.530	13.850
9	6.450	18.930	37.350	6.000	24.990	6.810	25.060	61.020	0.000	39.620	14.520	127.500	23.340	0.760
10	0.050	35.290	10.260	3.730	22.340	9.480	4.980	57.080	6.840	0.000	6.300	17.640	5.910	0.760
11	0.100	1.020	3.130	1.690	0.240	0.060	0.810	1.450	0.580	7.120	0.000	0.840	0.060	0.500
12	1.280	26.150	1.000	5.940	24.860	1.320	5.490	40.570	29.530	22.370	10.500	0.000	1.010	0.540
13	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000
14	0.730	29.090	13.630	9.890	35.610	12.070	6.440	28.790	4.670	0.000	3.990	0.000	10.750	0.000

Tab. 4.2: Matriz de tráfego Λ_2 da rede de 14 nós NSFNet adotada como estudo de caso.

A matriz de tráfego Λ_1 [Ram96], definida na Tab. 4.1, possui demandas de tráfego resultantes de uma distribuição uniforme entre 0 e 100 para 42 pares de nós escolhidos aleatoriamente. No restante dos pares (s,d), as demandas resultam de uma distribuição uniforme entre 0 e 1. Essa maneira de determinar o tráfego deu origem a uma concentração de tráfego entre 38 pares de nós, identificados pela condição $\lambda(s,d) > 1$. Essas demandas de tráfego foram destacadas em negrito na Tab. 4.1. A matriz de tráfego Λ_1 representa um caso mais geral de uma rede de transporte de dados em alta velocidade, por exemplo, entre cidades de um país, onde naturalmente o tráfego irá se concentrar entre grandes centros urbanos. A matriz de tráfego Λ_2 , mostrada na Tab. 4.2, foi obtida a partir de medições na NSFNET [Muk94] [Ram96], apresentando um padrão de tráfego bastante diferente do observado na matriz Λ_1 .

Os primeiros resultados desta seção buscam estabelecer limites de aplicação do modelo com relação ao número de nós da rede que define o tamanho do problema de otimização. Para tanto foram utilizadas matrizes de tráfego com elementos reais escolhidos aleatoriamente no intervalo [0,100], com probabilidade distribuída uniformemente. Estes resultados mostram que há uma estreita relação entre o número de nós da rede, o grau lógico e o tempo de processamento necessário para otimização do problema. Após a análise do tempo de otimização dos problemas definidos segundo o modelo de otimização da transparência, são mostrados resultados que permitem uma análise comparativa entre o modelo clássico [Ram96], descrito no Cap 2, e o modelo de otimização da transparência, descrito na seção anterior.

4.3.1. Análise do Tempo de Otimização

A seguir apresentamos os resultados de tempo de otimização requerido pelo modelo de otimização da transparência em função do grau lógico, para diferentes redes e matrizes de tráfego. As diferentes curvas mostradas na Fig. 4.2 referem-se a redes com tamanho variando de 14 a 30 nós.

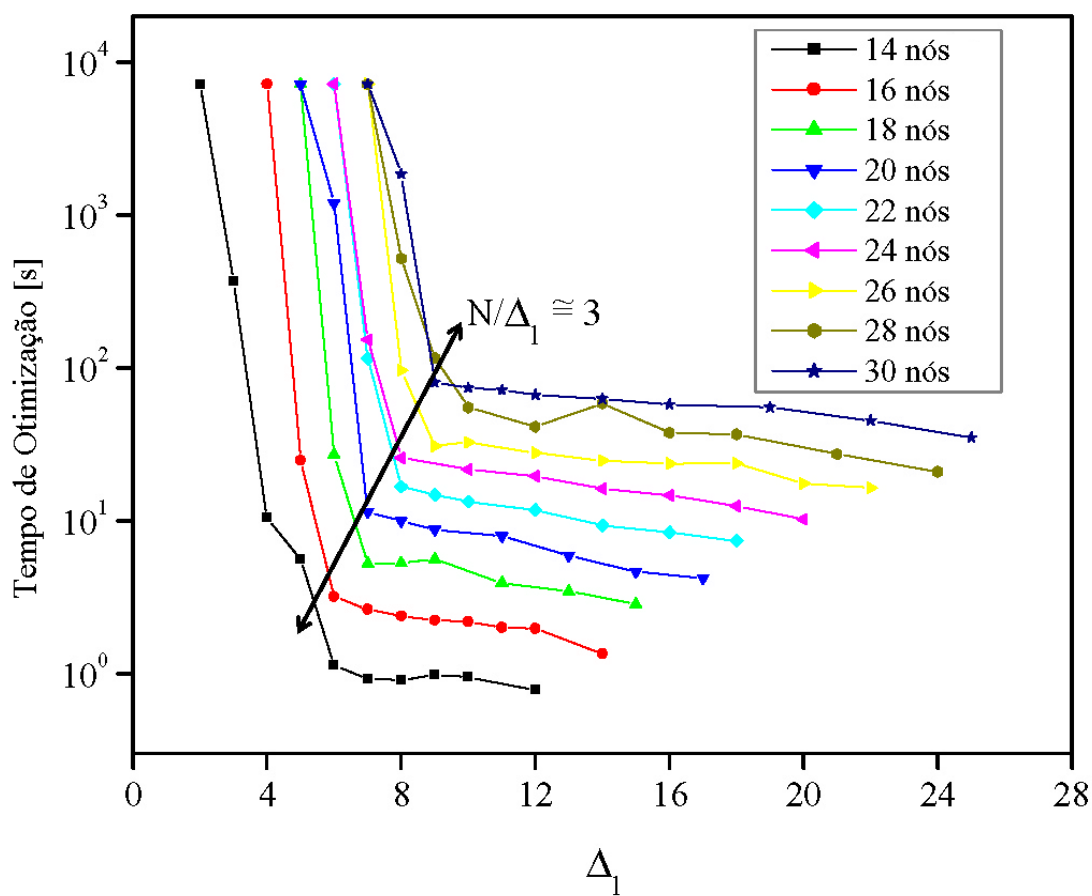


Fig. 4.2: Tempo de processamento computacional necessário para otimização completa de redes de 14 a 30 nós com matrizes de tráfego com demandas uniformemente distribuídas em $[0,100]$, variando o grau lógico.

O padrão de crescimento do tempo de otimização com relação à diminuição do grau lógico é bastante marcante na Fig. 4.2, apresentando um aumento abrupto a partir do ponto em que a relação N/Δ_l excede 3. Este limiar de crescimento do tempo de otimização está assinalado com a seta na Fig. 4.2, e é praticamente o mesmo para todos os casos estudados. Podemos observar também que é possível determinar a solução ótima com o modelo $\text{Min}[FT_{\text{NET}}]$ para redes grandes, de até 30 nós, em menos de dois minutos, dependendo do grau lógico. Este tempo de otimização reduzido mantém-se estável até o limiar dado por $N/\Delta_l = 3$. Os recursos computacionais utilizados nestes experimentos são um computador PC PENTIUM IV 2.8 GHz rodando o ILOG CPLEX 7.0 / Linux.

A seguir, analisamos o impacto no congestionamento causado pela minimização de FT_{NET} , mostrando também como podemos reduzir o congestionamento a valores próximos a um conhecido limite inferior teórico [Ram96].

4.3.2. Resultados para o Processamento de Tráfego nos Nós

Justamente pela complexidade computacional dos problemas gerados segundo o modelo clássico, o mesmo não pode ser aplicado a redes como a adotada neste estudo de caso, de 14 nós. Para que pudéssemos comparar os resultados obtidos com a minimização do congestionamento e com a otimização da transparência, foi necessário gerar soluções aproximadas com o modelo clássico.

Muitos métodos heurísticos foram propostos para abordar de maneira aproximada o problema de projeto de topologia virtual e roteamento de tráfego, [Bue04_1] [Bue04_2] [Bue04_3] [Bue05] [Mai05] [Siv01] [Xin03] [Gros01] [Zal03] [Ram96] [Muk96], com diferente eficiência em prover soluções próximas de limites inferiores teóricos. Além da necessidade de uma heurística adequada, é também indispensável que se obtenha limites teóricos precisos, para que a margem de erro da avaliação da solução aproximada não aumente. A obtenção de um limite inferior teórico não significa que o problema foi resolvido, já que este limite garante apenas que a função objetivo não será inferior a um determinado valor, permanecendo indeterminados os valores ótimos das variáveis do problema, inclusive da função objetivo. Podemos obter soluções consideradas ótimas para um problema intratável por um método de otimização exata (MILP), caso consigamos resolvê-lo com uma heurística que resulte em um valor para a função objetivo coincidente com um limite inferior teórico conhecido [Ram96].

Um limite inferior teórico, além de permitir que soluções aproximadas sejam avaliadas, também pode ser utilizado para restringir o espaço de busca na otimização do problema MILP. No entanto, nossos experimentos demonstraram que, mesmo para uma redução radical do espaço de busca, com a definição de margens muito estreitas entre limites máximos e mínimos impostos à função objetivo, não se conseguia chegar ao final do processo de otimização para problemas representados segundo o modelo clássico.

A determinação analítica de um limite mínimo para o congestionamento em modelos com enfoque clássico foi proposta em [Bie95] [Ram96]. Este limite, chamado MFT

(*minimum flow tree bound*), foi tomado como solução inicial de um método iterativo em [Ram96]. Este método iterativo resolvia o problema relaxando as variáveis inteiras de topologia virtual b_{ij} , permitindo que assumissem valores reais entre 0 e 1, sendo que se considerava que o congestionamento deveria ser sempre maior que o limite MFT. Este problema, por possuir apenas variáveis reais devido a esta relaxação, é chamado de relaxação LP do problema MILP original. O valor do congestionamento obtido com a resolução da relaxação LP com um plano de corte definido pelo limite MFT resultava em um outro limite mínimo para o congestionamento, que era utilizado no plano de corte da iteração posterior até o número de 25 iterações. Para este número de iterações se detectou [Ram96] a convergência do valor obtido para o congestionamento para o problema de otimização definido pelo modelo clássico e a rede NSFNet de 14 nós.

Neste trabalho adotamos a otimização parcial do problema MILP como método de geração de soluções aproximadas. Essas soluções foram obtidas interrompendo-se a otimização ao se obter a primeira solução viável. Apesar da simplicidade deste critério de parada, chegamos a soluções sub-ótimas satisfatórias, pois apresentaram valores para o congestionamento geralmente muito próximos ou até, em alguns casos, coincidentes com o limite inferior teórico iterativo [Ram96]. Após estas considerações iniciais, segue a apresentação dos resultados para o modelo de otimização da transparência.

O mapa da Fig. 4.3 mostra que o modelo de otimização da transparência proporciona valores extremamente baixos de tráfego retransmitido em cada nó FT_j ,

se comparado ao modelo clássico, o que se reflete em uma diferença enorme entre os valores de FT_{NET} obtidos por cada modelo. Neste resultado utilizamos como dados a matriz de tráfego P_1 , $\Delta_l = 4$, sendo que os valores para FT_j e FT_{NET} mostrados nos retângulos sombreados localizados ao lado de cada nó (FT_j) e no canto inferior direito da figura (FT_{NET}) foram obtidos com o modelo clássico. Os valores obtidos para FT_j e FT_{NET} com o modelo de otimização da transparência estão nos retângulos brancos.

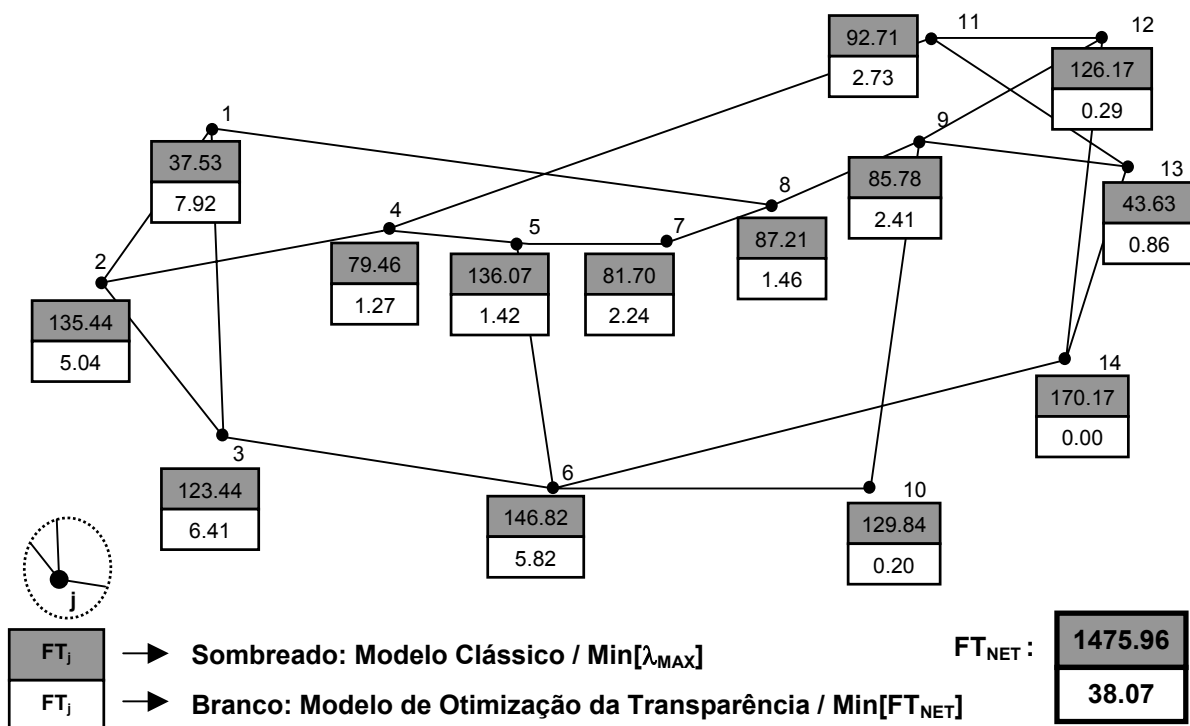


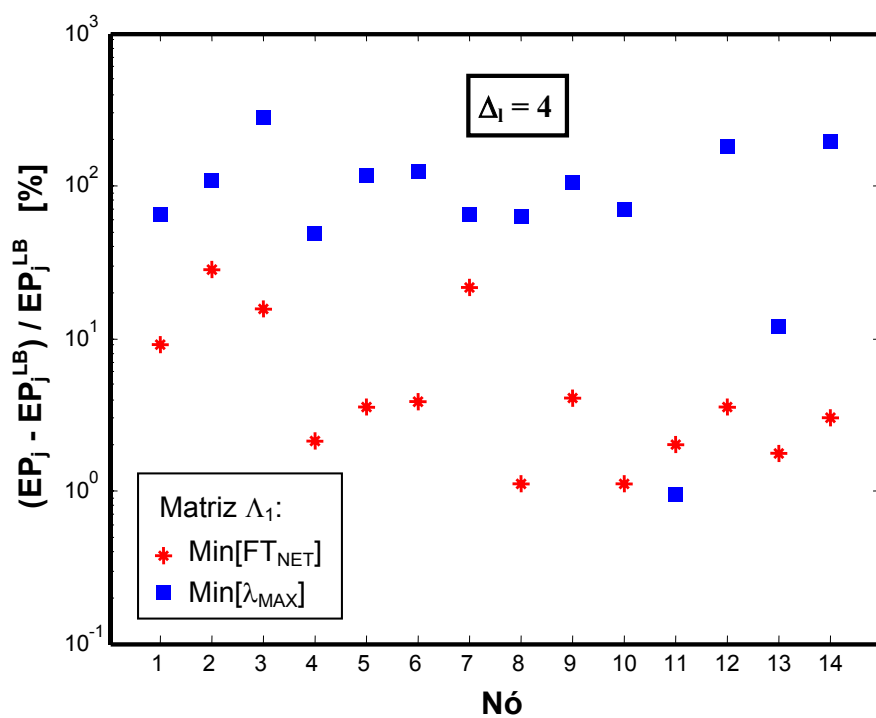
Fig. 4.3: Mapa da rede de 14 nós sob análise, considerando $\Delta_l = 4$ e matriz de tráfego Λ_1 , mostrando o tráfego processado eletronicamente para retransmissão em cada nó FT_j e o total na rede FT_{NET} , sendo que os resultados do modelo clássico estão nos retângulos sombreados os do modelo de otimização da transparência, nos retângulos brancos.

Se, por exemplo, houvésssemos obtido valores semelhantes para FT_j e FT_{NET} pelos dois modelos, o modelo de otimização da transparência poderia ser considerado

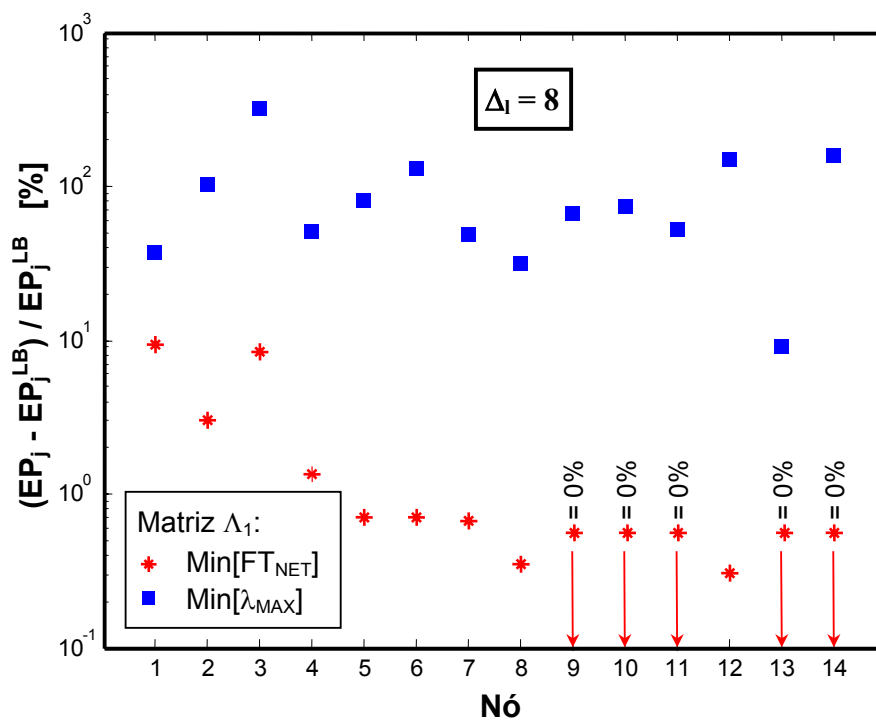
ineficiente. No entanto, a grande diferença entre os resultados, principalmente em FT_{NET} , comprova a alta eficiência deste modelo em minimizar o tráfego retransmitido em uma topologia virtual semitransparente, pelo menos com relação ao modelo clássico, que não leva em conta o processamento eletrônico de tráfego nos nós em busca de soluções ótimas para a topologia virtual e para a distribuição de tráfego.

Uma forma de investigar a eficiência do modelo de otimização da transparência em termos absolutos, além da eficiência relativa constatada pela comparação com o modelo clássico, seria analisar a diferença entre os resultados de processamento eletrônico por nó EP_j com o seu limite inferior teórico EP_j^{LB} . Nas Fig. 4.4 (matriz de tráfego Λ_1) e 4.5 (matriz de tráfego Λ_2) temos a relação percentual do acréscimo causado em EP_j com relação ao limite inferior EP_j^{LB} , ao se resolver o problema com cada modelo. Nestes gráficos vemos para cada nó a diferença que há entre o processamento requerido em uma distribuição totalmente transparente (EP_j^{LB}) e o processamento EP_j determinado pela solução para a distribuição de tráfego por uma topologia virtual semitransparente. Cada modelo conduz a resultados totalmente diferentes em termos do excesso de tráfego que passa a ser processado eletronicamente nos nós quando se limita o grau lógico a $\Delta_l \leq 4$ nas Figs 4.4 (a) e Figs 4.5 (a) e a $\Delta_l \leq 8$ nas Figs 4.4 (b) e Figs 4.5 (b).

As figuras 4.4 e 4.5 mostram que o modelo de otimização da transparência não somente é mais eficiente em termos relativos, comparado ao modelo clássico, como em termos absolutos, pois resulta em valores muito próximos do limite inferior teórico para o processamento de tráfego nos nós.



(a)



(b)

Fig. 4.4: Diferença percentual entre o processamento por nó EP_j e seu limite inferior EP_j^{LB} para grau lógico 4 (a) 8 (b), e matriz de tráfego Λ_1 , para os modelos clássico (quadrados) e de otimização da transparência (asteriscos).

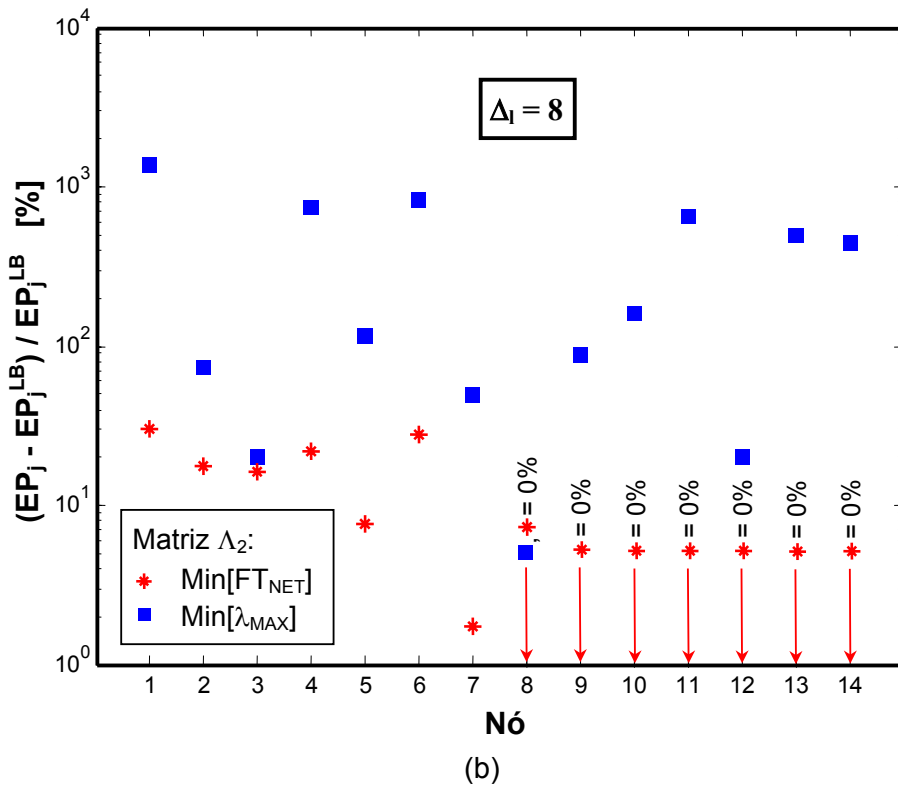
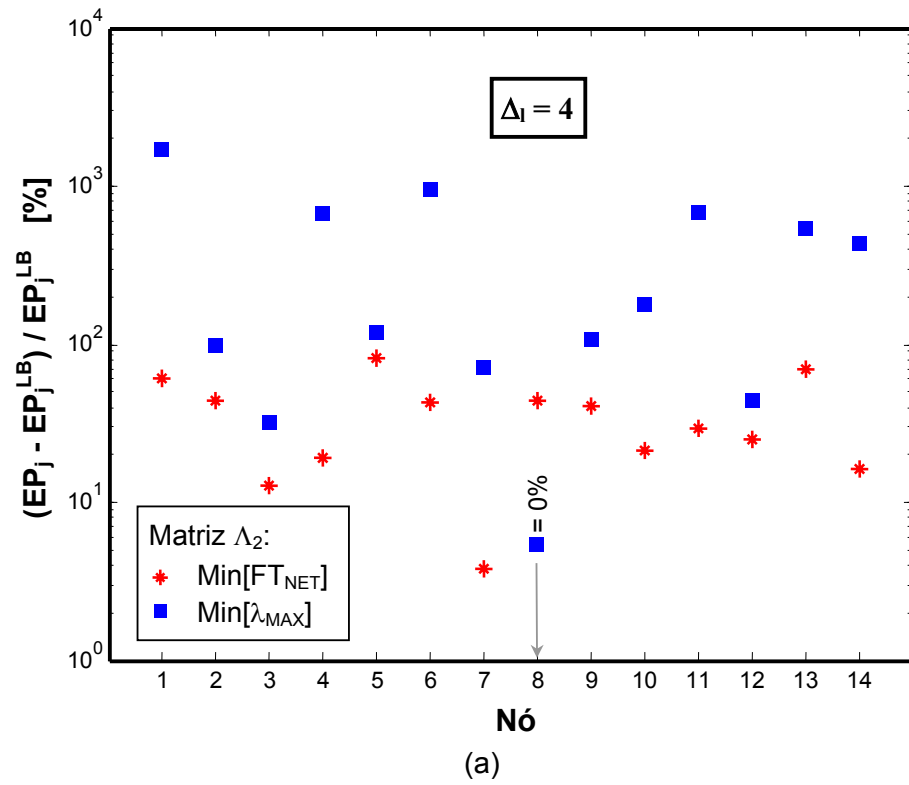


Fig. 4.5: Diferença percentual entre o processamento por nó EP_j e seu limite inferior EP_j^{LB} para grau lógico 4 (a) 8 (b), e matriz de tráfego Λ_2 , para os modelos clássico (quadrados) e de otimização da transparência (asteriscos).

O modelo clássico, ao contrário do modelo de otimização da transparência, sempre resultou em valores de EP_j muito maiores que o limite inferior, cujos valores correspondem a um acréscimo percentual sobre EP_j^{LB} em média de cerca de dez ($\Lambda_2, \Delta_l = 4$) a cinquenta ($\Lambda_1, \Delta_l = 8$) vezes maior do que o obtido com o modelo de otimização da transparência. Outro ponto importante, comentado em detalhes logo a seguir, é a influência que as restrições de grau lógico exercem sobre FT_{NET} em cada modelo.

Nem mesmo o aumento expressivo do grau lógico, de 4 para 8, possibilitou a redução do processamento eletrônico nos nós obtidos com o modelo clássico, que retornou valores para EP_j bastante semelhantes para cada matriz de tráfego. Isso é de se esperar, já que a minimização do congestionamento é incapaz de proporcionar uma solução totalmente transparente para a distribuição de tráfego, solução que resultaria em congestionamento igual à maior demanda $\lambda(s,d)$ da matriz de tráfego, a menos que todas as demandas da matriz de tráfego fossem exatamente iguais.

Na Fig. 4.6 temos que o aumento percentual de processamento de tráfego por nó com relação ao limite inferior EP_j^{LB} , obtido segundo o modelo clássico na ausência de restrições de grau lógico, para as matrizes de tráfego Λ_1 (quadrados) e Λ_2 (círculos). A ausência de restrições de grau lógico até permite soluções totalmente transparentes para a distribuição de tráfego, mas tal solução só é obtida com o modelo de otimização da transparência, e não com o modelo clássico. Para uma distribuição de tráfego totalmente transparente, $EP_j = EP_j^{LB}$ para todos os nós, o que dispensa a representação em um gráfico da solução obtida para o modelo de otimização da transparência. Para o modelo clássico, o processamento eletrônico

médio nos nós permanece sempre alto, mesmo na ausência de restrições de grau lógico.

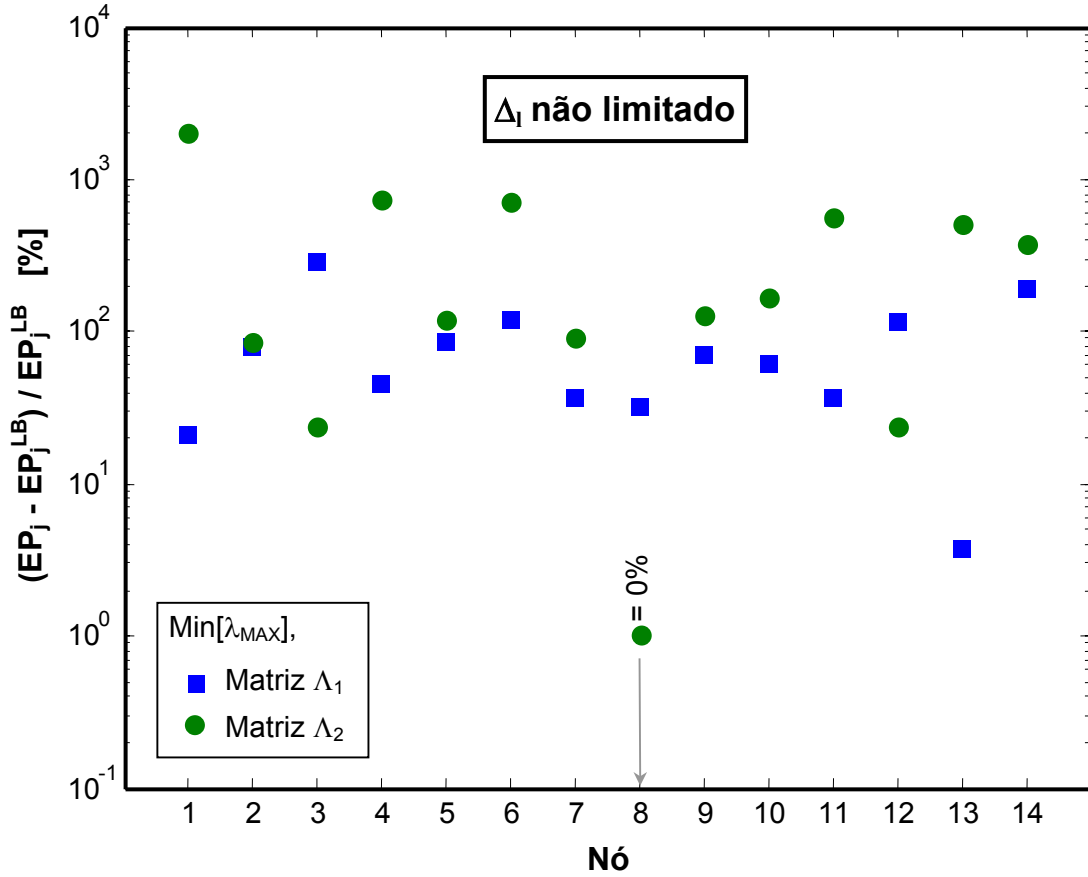


Fig. 4.6: Diferença percentual entre o processamento por nó EP_j e seu limite inferior EP_j^{LB} para o modelo clássico na ausência de restrições de grau lógico, com as matrizes de tráfego Λ_1 (quadrados) e Λ_2 (círculos).

4.3.3. Transparência e Retransmissão Eletrônica de Tráfego na Rede

Mostramos nesta seção os resultados obtidos para parâmetros globais da rede, como a transparência T e o total do tráfego processado para retransmissão na rede FT_{NET} . A transparência foi definida na Eq. 4.14 como a relação entre EP_{NET} , que é a quantidade de tráfego que chega aos nós e não é retransmitido, pois já chegou a

seu destino final ($EP_{NET} = \sum \lambda_{ijsd}$ com $j = d$), e a carga total de processamento eletrônico de tráfego nos nós da rede $EP_{NET}^{LB} = \sum \lambda_{ijsd}$. Assim, busca-se quantificar na transparência uma relação percentual da parcela de tráfego transportada na condição de “último salto” (λ_{ijsd} , $j = d$) com relação à totalidade dos componentes de tráfego EP_{NET} . O roteamento de tráfego totalmente transparente resulta em $T = 100\%$ ($EP_{NET} = EP_{NET}^{LB}$), já que todos os componentes de tráfego estão na condição de último, mais exatamente único, salto.

Consideramos desejável uma transparência próxima de 100% para uma topologia virtual semitransparente, situação em que, mesmo com uma limitação na interconectividade óptica, dada pelas restrições de grau lógico, consegue-se distribuir tráfego de maneira muito semelhante ao roteamento totalmente transparente. Na Fig. 4.7 temos a transparência obtida para o modelo clássico (quadrados) e para o modelo de otimização da transparência (asteriscos) variando o grau lógico, para as matrizes de tráfego Λ_1 e Λ_2 . Podemos ver nestes resultados que o modelo de otimização da transparência normalmente possibilitou elevada transparência, sendo aproximadamente o dobro do conseguido com o modelo clássico. Podemos comparar estes resultados com os da Fig. 4.8, onde os valores de FT_{NET} são mostrados para cada modelo. Os pontos assinalados com quadrados referem-se ao modelo clássico, e os assinalados com asteriscos ao modelo de otimização da transparência, para as matrizes de tráfego Λ_1 (a) e Λ_2 (b). A diferença entre os valores obtidos para FT_{NET} em cada modelo novamente comprovam que o modelo de otimização da transparência é realmente capaz de produzir soluções extremamente econômicas em termos de processamento de tráfego nos nós.

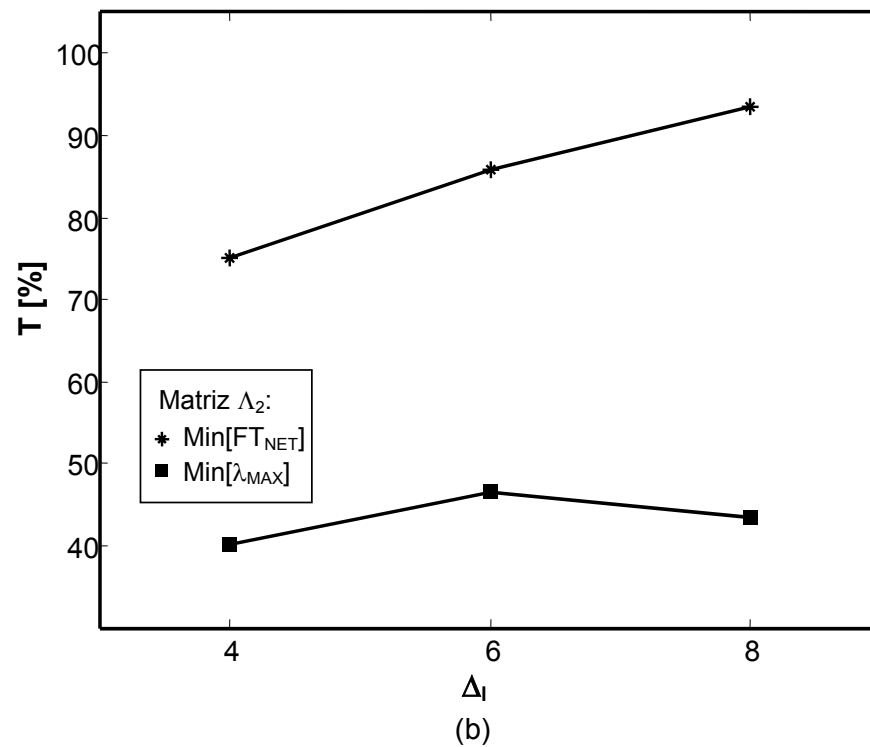
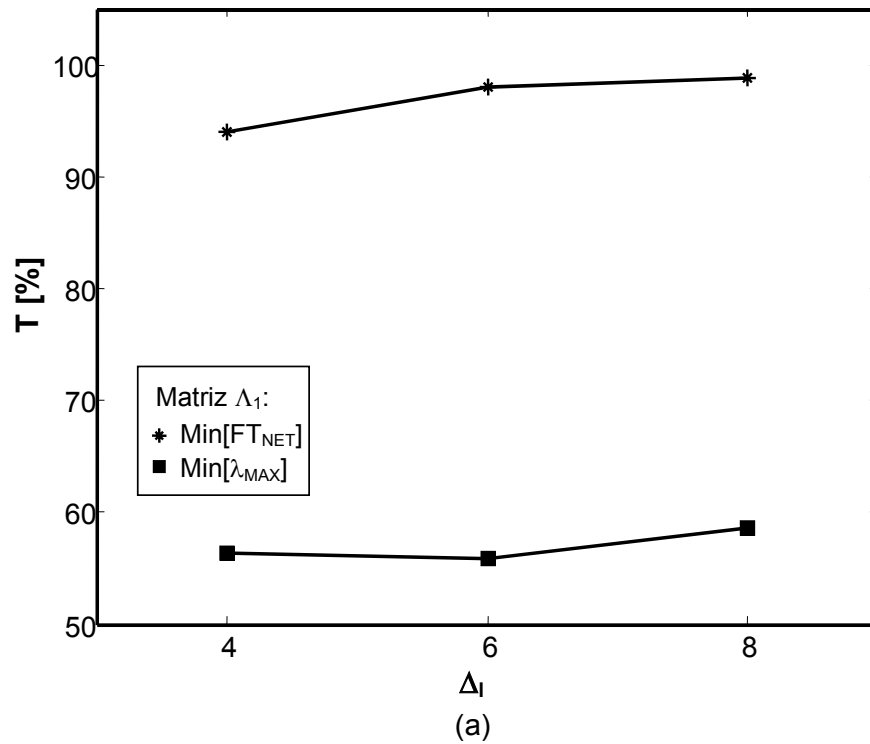


Fig. 4.7: Transparência obtida para o modelo clássico (quadrados) e para o modelo de otimização da transparência (asteriscos) variando o grau lógico, para as matrizes de tráfego Λ_1 (a) e Λ_2 (b).

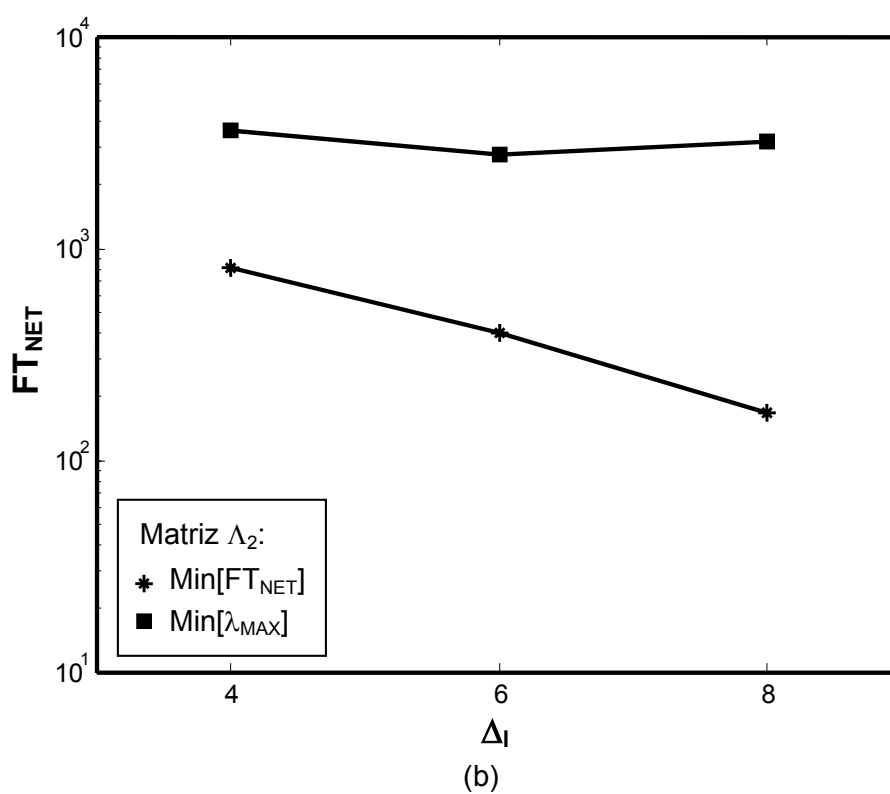
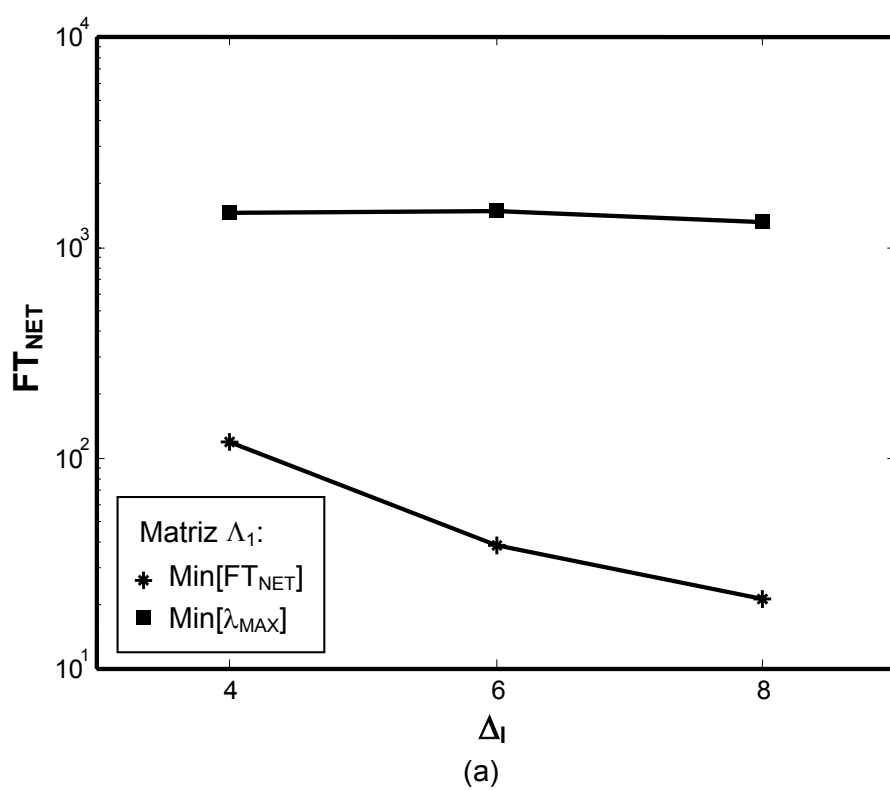


Fig. 4.8: Valores de FT_{NET} obtidos com os modelos clássico (quadrados) e de otimização da transparência (asteriscos), com matrizes de tráfego Λ_1 (a) e Λ_2 (b).

Podemos ver na Fig. 4.8 que a ausência de restrições ao processamento eletrônico de tráfego no modelo clássico determina sempre altas cargas de processamento eletrônico de tráfego para retransmissão na rede, independente do grau lógico. Os valores obtidos para FT_{NET} com o modelo clássico são de cerca de 4.5 a 62 vezes maiores que os valores ótimos obtidos com o modelo de otimização da transparência.

4.3.4. Otimização da Transparência com Controle do Congestionamento

Apesar da banda extremamente larga, devemos considerar no modelo de otimização da transparência que os caminhos ópticos possuem uma capacidade limitada para transporte de tráfego e que isso está relacionado diretamente com o atraso em filas. Segundo a representação da rede por um sistema de filas, descrita na seção 2.2.4, o atraso em filas por caminho óptico cresce à medida que a carga de tráfego alocada aos mesmos se aproxima deste limite. Em modelos que utilizam o tratamento clássico, busca-se uma situação de pequeno atraso em filas não exatamente por restrições de limitação de tráfego por caminho óptico, mas sim pela minimização do congestionamento [RamBk]. Neste caso, procura-se maximizar a diferença entre a capacidade máxima de transmissão de dados dos caminhos ópticos e o tráfego no caminho óptico mais solicitado, fazendo-os operar com uma carga de tráfego baixa suficiente para proporcionar atraso em filas pouco significativo por caminho óptico, diante do atraso de propagação característico de redes de transporte de dados de alta velocidade a longas distâncias [Muk96] [Ram96] [RamBk].

Nesta seção investigamos o efeito que a minimização de FT_{NET} tem no congestionamento, e mostramos que pode ser realizado amplo controle do congestionamento no modelo de otimização da transparência. A Fig. 4.9 mostra o acréscimo percentual do congestionamento obtido com o modelo de otimização da transparência com relação aos limites inferiores teóricos para o congestionamento λ_{MAX}^{LB} [Siv01] [Ram96] na rede sob análise, variando o grau lógico.

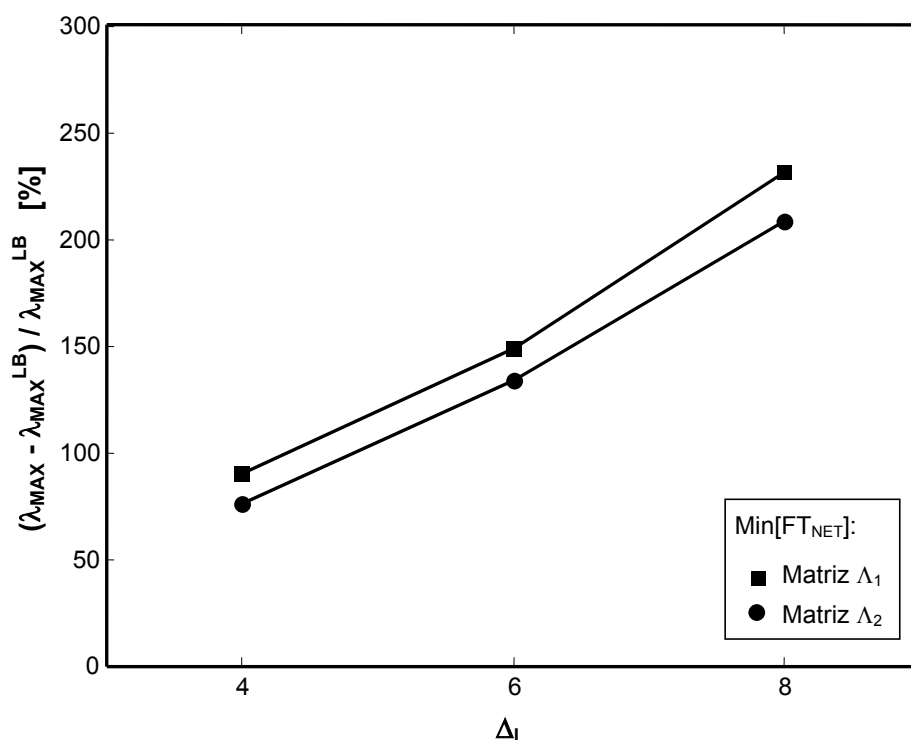


Fig. 4.9: Diferença percentual entre o congestionamento obtido com o modelo de otimização da transparência e o limite inferior teórico λ_{MAX}^{LB} para matrizes Λ_1 (quadrados) e Λ_2 (círculos).

O aumento generalizado no congestionamento causado pelo modelo de otimização da transparência, é na realidade o reflexo imediato da concentração de tráfego em caminhos ópticos que interligam nós entre os quais há as maiores demandas da matriz de tráfego. A concentração de tráfego em alguns caminhos ópticos é um resultado também esperado de uma solução de roteamento totalmente transparente,

com caminhos ópticos dedicados a cada demanda. Neste caso, o congestionamento é definido exatamente pela maior demanda, sendo que também há maior concentração de tráfego nos caminhos ópticos dedicados às maiores demandas.

Para demonstrar que esta concentração de tráfego ocorre em caminhos ópticos interligando pares de nós com as maiores demandas de tráfego mesmo quando o roteamento é semitransparente, mostramos na Tab. 4.3 os resultados obtidos para a carga alocada a cada caminho óptico, considerando a matriz Λ_1 e grau lógico $\Delta_l = 6$. Os caminhos ópticos com carga de tráfego maior que o limite inferior teórico ($\lambda_{\text{MAX}}^{\text{LB}} = 42.290$) [Ram96] estão em negrito. Comparando com a matriz de tráfego Λ_1 mostrada na Tab 4.1, vemos que estes caminhos ópticos coincidem com as maiores demandas de tráfego.

i/j	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1	0	33.871	33.382	26.918	0	0	83.201	32.753	38.695	0	0	0	0	0
2	0	0	1.740	1.757	0.866	2.271	0	63.344	0	0	0	2.256	0	0
3	37.182	0	0	0	0	0	28.914	0	0	0	57.063	24.302	3.890	1.697
4	1.707	0	0	0	1.664	0	0	84.988	0	0	1.230	0	2.151	1.114
5	0	97.031	1.918	51.675	0	0	1.854	2.254	0	2.286	0	0	0	0
6	0	1.576	2.441	0	0	0	1.103	0	1.502	1.326	0	0	90.700	0
7	0	0	0	0	0	1.706	0	0	67.649	56.998	1.754	0	76.069	1.654
8	0	1.574	0	98.816	0	1.571	0	0	0	0	0	2.140	82.290	0.376
9	0	0	0	0	0	51.358	13.764	1.332	0	0	46.072	59.080	0	1.559
10	0	0	0	3.170	1.830	0	0	0	1.349	0	35.269	0	1.365	73.553
11	12.876	1.521	0	0	0	0	24.642	0	1.615	1.049	0	1.583	0	0
12	1.494	0	2.220	0	1.190	1.034	0	0	0	96.807	43.170	0	0	0
13	9.509	1.287	0.936	2.723	82.927	0	0	0	0	2.509	0	0	0	0
14	21.989	0	0	0	39.759	50.130	0	2.644	1.977	0	0	1.099	0	0

Tab. 4.3: Tráfego alocado aos caminhos ópticos na solução obtida pelo modelo de otimização da transparência para matriz de tráfego Λ_1 e $\Delta_l = 6$, sendo os caminhos ópticos com $\lambda_{ij} > \lambda_{\text{MAX}}^{\text{LB}}$ indicados em negrito.

Da análise dos resultados mostrados até agora nesta subseção, principalmente os da Fig. 4.9, podemos concluir que é necessário impor limites à quantidade de tráfego designado aos caminhos ópticos no modelo de otimização da transparência, pois a minimização do processamento eletrônico FT_{NET} aumenta significativamente o congestionamento com relação aos limites teóricos inferiores conhecidos [Ram96] [Siv01]. Isto é possível adicionando um grupo de restrições que impõe à carga de tráfego nos caminhos ópticos um limite superior para λ_{MAX} . Neste caso, o congestionamento λ_{MAX} passa a ser um dado do problema de otimização, relacionando-se com as variáveis λ_{ij} da maneira mostrada no grupo de restrições definido pela Eq. 4.15, que deve ser adicionado ao modelo detalhado na seção 4.2. Este grupo de restrições é semelhante às restrições de limitação de tráfego do tipo 2 (Eq. 2.8), que definem o congestionamento no modelo clássico.

$$\lambda_{ij} \leq \lambda_{max} \quad (4.15)$$

Aplicando as restrições de limitação de tráfego mostradas na Eq. 4.15, damos ao modelo de otimização da transparência um carácter multi-objetivo, ao considerar que deve haver um bom compromisso entre dois fatores, o congestionamento e a transparência, na determinação da solução ótima. Nos resultados a seguir mostramos os efeitos de uma progressiva limitação do congestionamento no modelo de otimização da transparência na Fig. 4.10, onde estão os resultados para as matrizes de tráfego Λ_1 (a) Λ_2 (b), com $\Delta_l = 8$. Curvas semelhantes foram obtidas com $\Delta_l = 4$ e 6, apresentando diferenças apenas nas faixas de valores de FT_{NET} e λ_{MAX} .

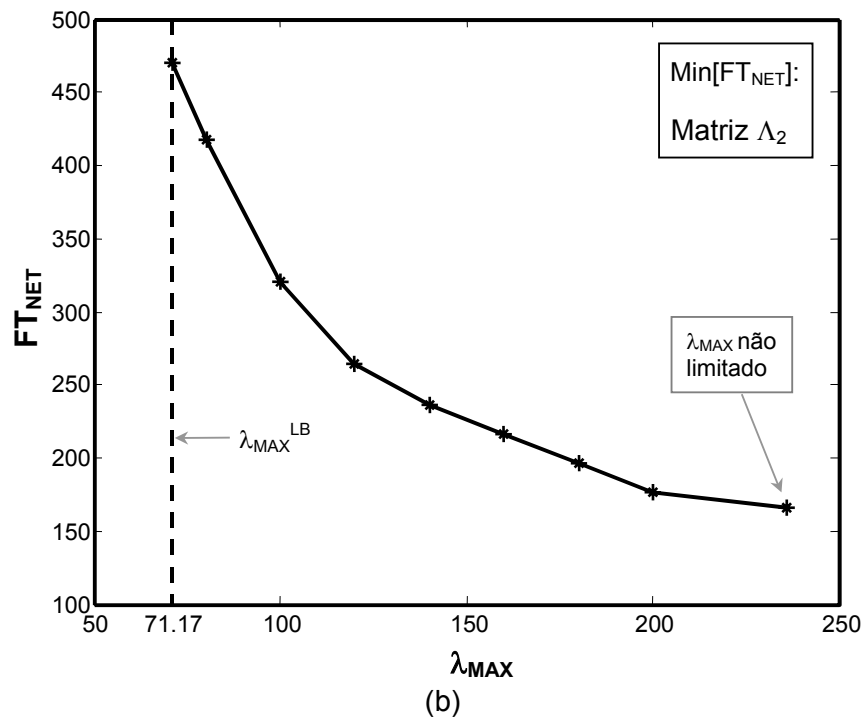
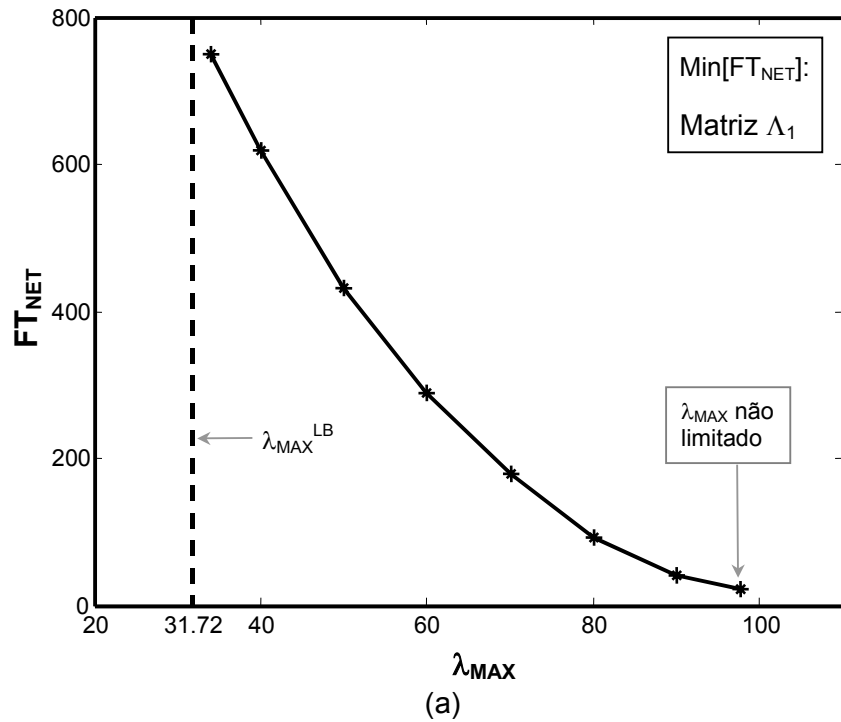


Fig. 4.10: Resultados para FT_{NET} com progressiva limitação da capacidade dos caminhos ópticos λ_{MAX} , para matrizes de tráfego Λ_1 (a) e Λ_2 (b) com $\Delta_l = 8$, sendo que no ponto mais à direita assinalado em cada gráfico não foi imposto tal limite, e a linha tracejada à esquerda mostra o limite inferior teórico λ_{MAX}^{LB} .

Estes resultados mostram claramente uma relação inversamente proporcional entre o congestionamento λ_{MAX} e o tráfego processado eletronicamente nos nós para retransmissão FT_{NET} . Devemos chamar atenção para o fato de que foi possível obter soluções ótimas limitando a carga de tráfego dos caminhos ópticos a valores muito próximos, em alguns casos coincidentes com os limites inferiores teóricos para o congestionamento. Assim sendo, o modelo de otimização da transparência proporciona soluções ótimas em termos de transparência, mesmo estando sujeitas a limites bastante restritivos para a ocupação da banda disponível nos caminhos ópticos. O controle do congestionamento no modelo de otimização da transparência se mostrou também bastante eficaz em termos do tempo de otimização, apesar de observado um aumento considerável deste último quando foram impostos limites próximos a $\lambda_{\text{MAX}}^{\text{LB}}$.

4.4. Modelo Multiserviço de Otimização da Transparência

4.4.1. Introdução

Apresentamos no Cap. 3 um modelo multiserviço utilizando o enfoque clássico, aplicando a cada classe restrições diferenciadas de atraso de propagação. Nesta seção integraremos o conceito de diferenciação de tráfego ao modelo de otimização da transparência. Nesta seção, esse estudo será realizado de maneira um pouco diferente do modelo proposto no Cap. 3, mas mantendo o conceito de particionamento das demandas de tráfego em duas classes com a aplicação de restrições diferenciadas de roteamento por classe.

A diferença principal entre o modelo descrito no Cap. 3 e o descrito nesta seção consiste no fato de que aqui o tráfego é segregado em classes conforme o tipo de aplicação que o origina. Com a diversificação dos serviços oferecidos por redes IP, vemos o desenvolvimento em larga escala de aplicações altamente sensíveis ao atraso relativo entre pacotes de dados, como voz sobre IP e outros serviços de transmissão de dados em tempo real. Tal característica requer o roteamento de pacotes por rotas que não possuam bifurcações, o que elimina a principal causa de atraso relativo entre pacotes, que seriam os múltiplos percursos físicos utilizados no roteamento de tráfego entre os nós fonte e destino. Levamos em conta duas classes de tráfego, sendo que o tráfego de classe 1 deve ser roteado pela rede por rotas sem bifurcações, e o tráfego de classe 2 podendo ser roteado de forma livre.

A intenção do particionamento de tráfego em duas classes é de possibilitar que o tráfego de classe 1 seja roteado da melhor forma possível, no caso do modelo de

otimização da transparência, com o mínimo de processamento eletrônico para retransmissão em nós intermediários. Consideramos aqui que o tráfego de classe 2 possui prioridade menor, podendo estar sujeito a restrições que visem a um melhor aproveitamento dos recursos da rede, mais especificamente, na ocupação da banda disponível nos caminhos ópticos, mesmo que isso determine menor transparência no roteamento de tráfego. Para que possamos implementar esta diferenciação de prioridade no roteamento transparente, definiremos um limite para o congestionamento de tráfego de classe 2, $\lambda_{MAX}(2)$, buscando exercer algum controle sobre o congestionamento global sem afetar a transparência no roteamento de tráfego de classe 1, que possui maior prioridade.

4.4.2. Formulação do Modelo Multiserviço de Otimização da Transparência

Apresentamos a seguir os grupos de restrições da formulação do modelo multiserviço de otimização da transparência, que requer como dados de entrada as matrizes de classe de tráfego $\Lambda(c)$ com demandas $\lambda(s,d,c)$, o grau lógico Δ_l e também o limite para o congestionamento de tráfego de classe 2 $\lambda_{MAX}(2)$. O particionamento de tráfego em duas classes é definido pela constante P_1 , como mostrado nas Eqs. 3.1 a 3.3.

- Restrições de Conservação de Fluxo de Classe 1

$$\sum_j b_{ijsd1} - \sum_j b_{jisd1} = \begin{cases} 1 & \text{se } s = i \\ -1 & \text{se } d = i \\ 0 & \text{se } s \neq i \text{ e/ou } d \neq i \end{cases} \quad \forall (s,d) \quad (4.16)$$

O roteamento de tráfego sem bifurcações é um problema composto por variáveis inteiras, já que um componente de tráfego $\lambda_{ijsdc} / c = 1$, caso exista, sempre assume o valor total de sua demanda original $\lambda(s,d,c)$. Isto torna o modelo de otimização muito mais complexo dado o aumento do número de variáveis inteiras, já que agora deve existir uma para cada componente de tráfego de classe 1. Nas restrições de conservação de fluxo de classe 1, mostradas na Eq. 4.16, representamos estes componentes de tráfego no modelo por variáveis binárias b_{ijsd1} , indicando se a demanda de tráfego $\lambda(s,d,1)$ utiliza ($b_{ijsd1} = 1$) ou não ($b_{ijsd1} = 0$) o caminho óptico que interliga os nós (i,j) em seu percurso entre os nós (s,d) . Estas restrições garantem a conservação das demandas de tráfego ao longo de suas rotas, sendo semelhantes às restrições de conservação de fluxo do tipo 1 dos modelos descritos nos capítulos anteriores, exceto pelo fato de que, neste modelo, os componentes de tráfego são representados por variáveis binárias b_{ijsd1} .

- Restrições de Conservação de Fluxo de Classe 2

$$\sum_j \lambda_{ijsd2} - \sum_j \lambda_{jisd2} = \begin{cases} \lambda(s,d,2) & \text{se } s = i \\ -\lambda(s,d,2) & \text{se } d = i \\ 0 & \text{se } s \neq i \text{ e/ou } d \neq i \end{cases} \quad \forall(s,d) \quad (4.17)$$

$$\lambda_{ij2} = \sum_{s,d} \lambda_{ijsd2}, \forall(i,j,s,d) \quad (4.18)$$

As restrições de conservação de fluxo de classe 2, mostradas nas Eqs. 4.17 e 4.18, são semelhantes às restrições de conservação de fluxo dos modelos descritos nos capítulos anteriores, pois para esta classe de tráfego não há restrições de diversidade de rotas.

- Restrições de Limitação de Fluxo

$$\lambda_{ij2} \leq \lambda_{MAX}(2), \forall(i, j) \quad (4.19)$$

$$\lambda_{ijsd2} \leq b_{ij} \cdot \lambda(s, d, 2), \forall(i, j, s, d) \quad (4.20)$$

$$b_{ijsd1} \leq b_{ij}, \forall(i, j, s, d) \quad (4.21)$$

Na Eq. 4.19 é imposto um limite ao componente de congestionamento de classe 2, $\lambda_{MAX}(2)$. Como explicado no início desta seção, a limitação do congestionamento de classe 2 visa controlar o congestionamento global da rede λ_{MAX} sem afetar a transparência no roteamento de tráfego de classe 1. Admite-se assim que o tráfego de classe 2 possa ser transportado por rotas com um número médio de saltos, maior que do tráfego de classe 1. Este aumento no número de saltos é decorrente da limitação do congestionamento, o que conseqüentemente requer mais processamento eletrônico em roteadores situados em nós intermediários, como mostrado na seção anterior. Para que as demandas de tráfego de classe 1 possam ser roteadas com a maior transparência possível, não é imposto nenhum tipo de limite ao componente do congestionamento relacionado ao tráfego desta classe.

As Eqs. 4.20 e 4.21 relacionam as variáveis que representam os componentes de tráfego de classe 1 b_{ijsd1} e classe 2 λ_{ijsd2} com as variáveis de topologia virtual b_{ij} , seguindo a premissa básica de que os componentes de tráfego de um caminho óptico entre os nós (i, j) só podem ser não nulos caso este caminho óptico exista ($b_{ij} = 1$).

- Restrições de Tráfego Processado para Retransmissão
 - definição do tráfego de classe 1 retransmitido em cada nó:

$$FT_{j1} = \sum_{s,d} \sum_i [b_{ijsd1} \cdot \lambda(s,d,1)] \forall (j)/d \neq j \quad (4.22)$$

- definição do tráfego de classe 2 retransmitido em cada nó:

$$FT_{j2} = \sum_{s,d} \sum_i \lambda_{ijsd2}, \forall (j)/d \neq j \quad (4.23)$$

- definição do tráfego retransmitido na rede:

$$FT_{NET} = \sum_{j,c} FT_{jc} \quad (4.24)$$

Estas restrições também se encontram no modelo descrito na seção 4.2, exceto pelo fato de que aqui o tráfego processado nos nós para retransmissão é contabilizado em função de componentes de classe 1 e 2, respectivamente FT_{j1} e FT_{j2} , definidos nas Eqs. 4.22 e 4.23. A totalização do tráfego de classe 1 retransmitido eletronicamente em cada nó FT_{j1} é dado pelo somatório de produtos $b_{ijsd1} \cdot \lambda(s,d,1)$. De maneira generalizada, este produto resulta nos componentes de tráfego λ_{ijsd1} , que sempre assumem o valor total da demanda original $\lambda(s,d,1)$ caso não sejam nulos. Por apresentarem apenas dois valores e serem suficientemente bem representadas pelas variáveis binárias b_{ijsd1} , as variáveis discretas reais λ_{ijsd1} que representam os componentes de tráfego de classe 1 foram omitidas do modelo, por motivos de economia de memória no processo computacional de otimização.

A Eq. 4.24 define a função objetivo do modelo FT_{NET} com base em seus componentes FT_{jc} , para cada uma das classes ($c = 1$ e 2). A função objetivo, com

exceção da diferenciação do tráfego, é semelhante à do modelo de otimização da transparência mostrado na seção 4.2.

- Restrições contra Bifurcações no Roteamento de Tráfego

$$\sum_j b_{ijsd1} \leq 1, \forall (i, s, d) \quad (4.25)$$

O modelo multiserviço de otimização da transparência impõe restrições diferenciadas de roteamento de tráfego de acordo com este grupo de restrições, aplicado somente ao tráfego de classe 1, e do limite ao congestionamento de classe 2, definido na Eq. 4.19. Neste caso, o tráfego de classe 1 deve ser transportado por rotas sem bifurcações, para evitar o atraso relativo entre pacotes causado pela utilização de múltiplos percursos entre os nós fonte e destino (s,d) das demandas de tráfego. Para que não haja bifurcações, estas restrições garantem que não pode haver mais de um componente não nulo $b_{i'js'd'1}$ da demanda $\lambda(s',d',1)$ sendo transmitido a partir de um determinado nó i' , ou seja, o somatório em j de todas estas variáveis $b_{i'js'd'1}$ deve ser 0 ou 1 apenas.

- Restrições de Grau Lógico

$$\sum_i b_{ij} = \Delta; \forall j \quad (4.26)$$

$$\sum_j b_{ij} = \Delta; \forall i \quad (4.27)$$

As restrições de grau lógico são semelhantes às dos modelos descritos nos capítulos anteriores, representando um limite ao número de interfaces optoeletrônicas nos nós da rede.

- Declaração da Função Objetivo

$$\text{Minimizar } (FT_{NET}) \quad (4.28)$$

Aqui é estabelecido o critério de otimização, a minimização do tráfego processado para retransmissão na rede, semelhante ao modelo descrito na seção 4.2.

- Restrição ao valor das variáveis

É necessário também declarar as variáveis b_{ijsd2} e b_{ij} como sendo binárias e as demais variáveis como sendo reais e não negativas.

4.4.3. Resultados

No estudo de caso realizado nesta seção adotamos a matriz de tráfego Λ_1 e graus lógicos $\Delta_l = 4$ e 8. O particionamento de tráfego escolhido é dado por $P_1 = 50\%$, ou seja, parcelas iguais para cada classe em cada demanda de tráfego.

Temos na Fig. 4.11 os gráficos que mostram o valor das parcelas de tráfego retransmitido em cada nó da rede para cada classe FT_{j1} e FT_{j2} sem limitação do congestionamento de classe 2 para $\Delta_l = 4$. Estes resultados mostram que, sem limitação no congestionamento de classe 2, o processamento eletrônico nos nós é praticamente igual para cada classe, o que também vale para $\Delta_l = 8$. Portanto as restrições de diversidade de rotas impostas ao tráfego de classe 1 não requereram maior processamento de tráfego para esta classe. Vale ainda ressaltar que o processamento de tráfego para retransmissão total em cada nó, neste caso, é

exatamente igual ao obtido quando não havia diferenciação de tráfego, sem as restrições de diversidade de rotas, como analisado na seção anterior.

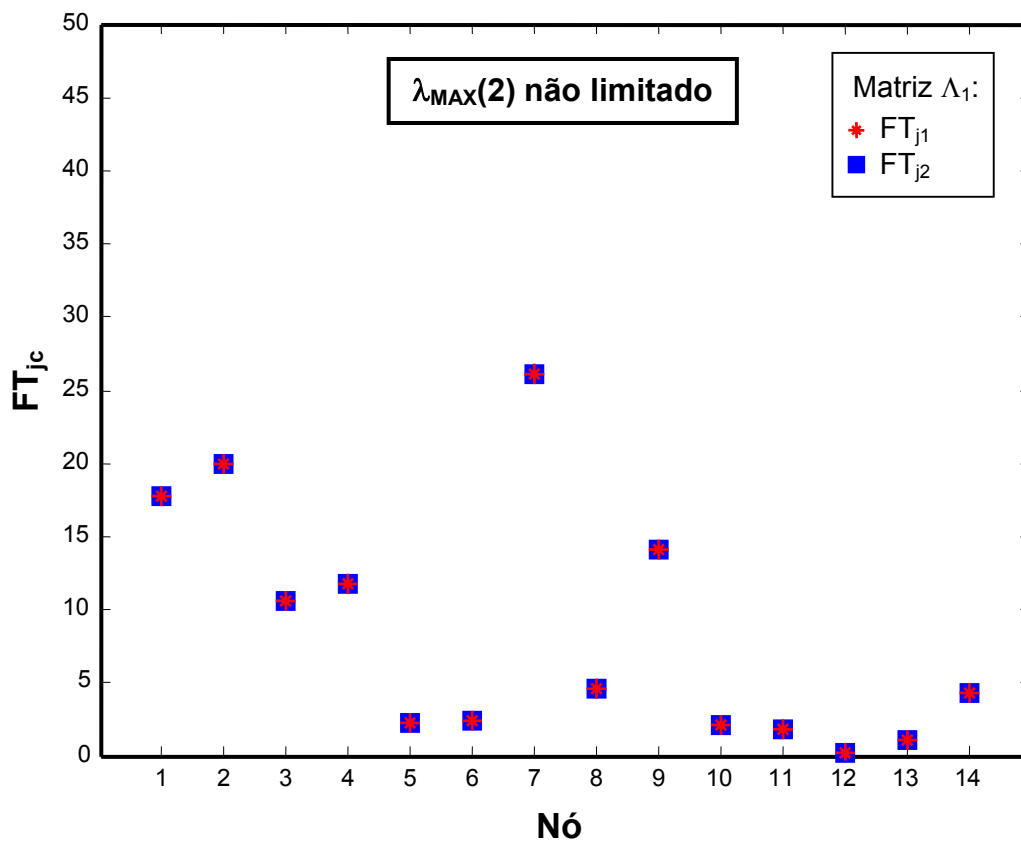


Fig. 4.11: Tráfego retransmitido em cada nó da rede para cada classe FT_{j1} (asteriscos) e FT_{j2} (quadrados) sem limitação imposta a $\lambda_{MAX}(2)$ para $\Delta_l = 4$.

Na seção anterior vimos que é desejável que se possa limitar o congestionamento no modelo de otimização da transparência, pois a minimização de FT_{NET} tende a causar concentração de tráfego em caminho ópticos que interligam nós entre os quais há altas demandas de tráfego. Ao limitarmos o componente do congestionamento de classe 2 $\lambda_{MAX}(2)$, pudemos diminuir consideravelmente o congestionamento total da rede. Na Fig. 4.12 temos os resultados para λ_{MAX} e $\lambda_{MAX}(1)$, com a limitação progressiva de $\lambda_{MAX}(2)$, variando o grau lógico. Podemos

ver também que $\lambda_{\text{MAX}}(1)$ permaneceu praticamente inalterado, mesmo com uma limitação bastante severa em $\lambda_{\text{MAX}}(2)$, o que sugere que o modelo multiserviço de otimização da transparência é realmente eficaz em definir roteamento diferenciado entre as classes de tráfego. Neste caso, o tráfego de classe 1, que deve ser roteado da forma mais transparente possível, não é afetado significativamente pela limitação imposta a $\lambda_{\text{MAX}}(2)$.

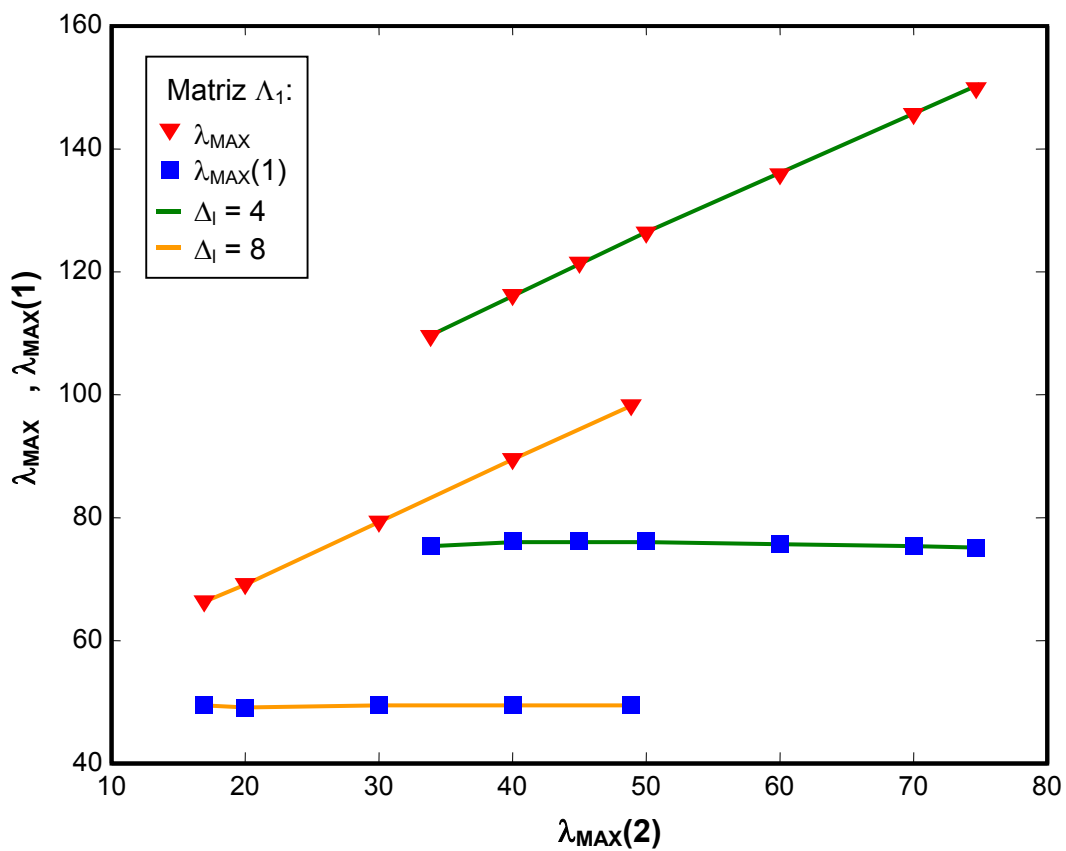


Fig. 4.12: Resultados para o congestionamento λ_{MAX} (triângulos) e seu componente de classe 1 $\lambda_{\text{MAX}}(1)$ com a limitação progressiva de $\lambda_{\text{MAX}}(2)$, para graus lógicos $\Delta_l = 4$ (linha verde) e $\Delta_l = 8$ (linha laranja).

Como o particionamento de tráfego adotado neste estudo de caso define parcelas iguais de tráfego para cada classe ($P_1 = 50\%$), o limite inferior teórico para $\lambda_{\text{MAX}}(2)$ é

a metade do considerado na seção anterior. Também, como na seção anterior, foi possível limitar $\lambda_{\text{MAX}}(2)$ a valores bastante próximos do limite inferior teórico de $\lambda_{\text{MAX}}(2)^{\text{LB}} = 15,886$ para $\Delta_I = 8$ e de $\lambda_{\text{MAX}}(2)^{\text{LB}} = 31,715$ para $\Delta_I = 4$. Sem a aplicação de restrições de congestionamento de tráfego de classe 2, obtivemos congestionamento 48% maior que o obtido para limitação de $\lambda_{\text{MAX}}(2)$ ao valor mais próximo do limite inferior teórico para $\Delta_I = 8$ ($\lambda_{\text{MAX}}(2) \leq 34$). Para $\Delta_I = 4$, este aumento no congestionamento foi de 37%, se comparado ao obtido no caso de $\lambda_{\text{MAX}}(2) \leq 17$.

Mesmo que a limitação em $\lambda_{\text{MAX}}(2)$ não tenha afetado significativamente o componente de congestionamento $\lambda_{\text{MAX}}(1)$, é importante verificar se realmente a transparência no roteamento do tráfego de classe 1 está sendo alterada. Na Fig. 4.13 temos os resultados para FT_{NET} (triângulos) e seus componentes para cada classe FT_{NET1} (quadrados) e FT_{NET2} (círculos) com a limitação imposta a $\lambda_{\text{MAX}}(2)$, sendo que a linha tracejada mostra a variação de λ_{MAX} . Os resultados para $\Delta_I = 4$ estão na Fig. 4.13 (a) e para $\Delta_I = 8$ na Fig. 4.13 (b), e mostram que o modelo multiserviço de otimização da transparência realmente é capaz de proporcionar uma solução de roteamento de tráfego com alta transparência para o tráfego de classe 1, mesmo impondo limites cada vez mais baixos ao congestionamento de classe 2. Assim podemos garantir que, apesar de se ter uma parcela significativa de tráfego transportado com alta transparência em rotas sem bifurcações, o congestionamento da rede não seja muito alto devido à distribuição do tráfego de classe 2 pelos caminhos ópticos.

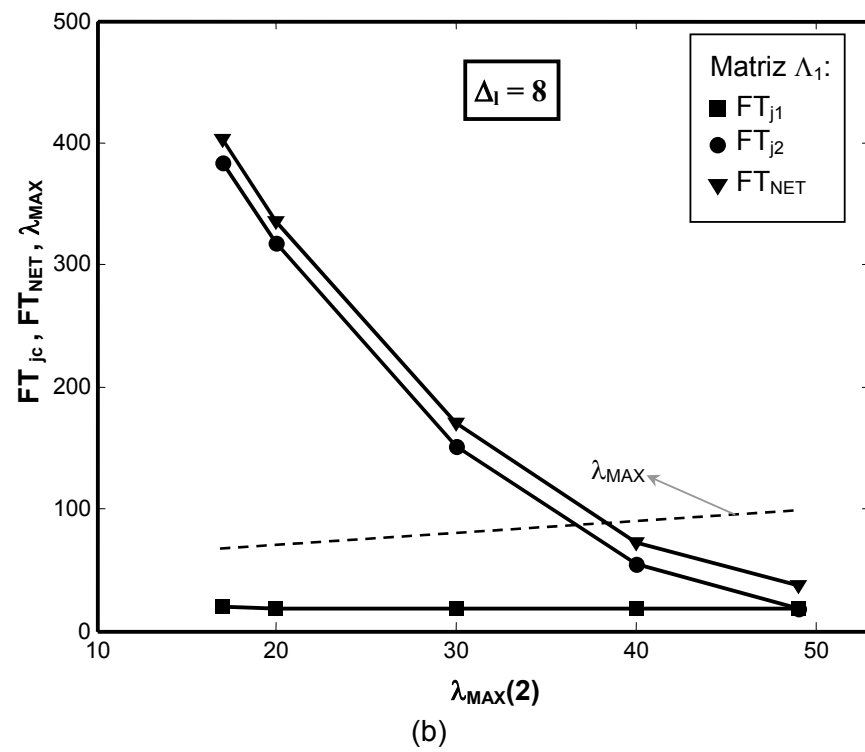
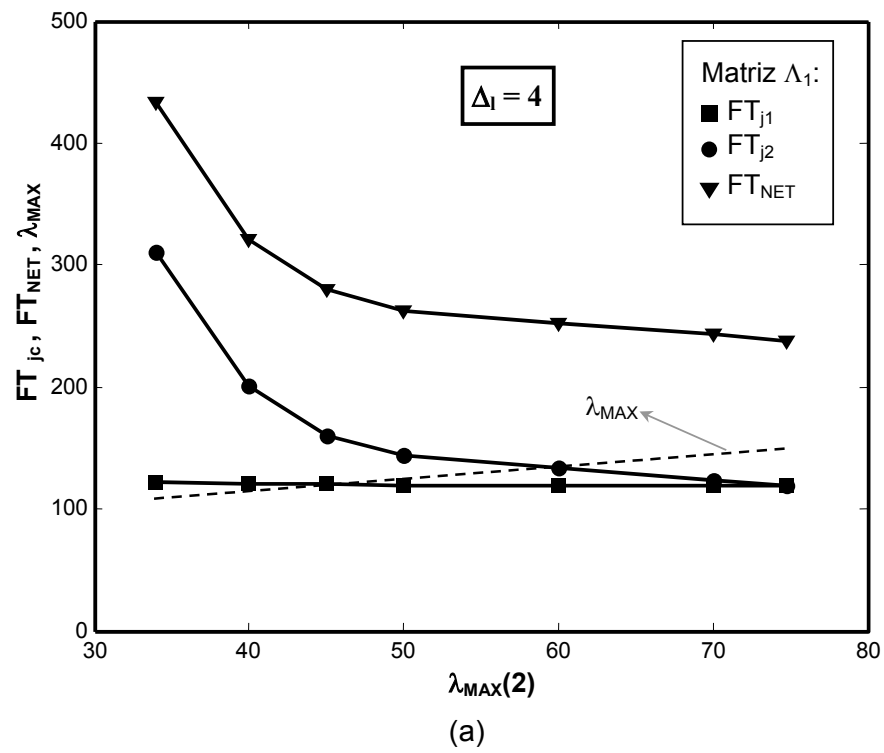


Fig. 4.13: Efeito da limitação de $\lambda_{\text{MAX}}(2)$ em λ_{MAX} (linha pontilhada), FT_{j1} (linha sólida com quadrados), FT_{j2} (linha sólida com círculos) e FT_{NET} (linha sólida com triângulos).

O tempo de otimização dos problemas gerados pelo modelo multiserviço para otimização da transparência revelou-se pequeno, mesmo com o expressivo aumento do número de variáveis inteiras requerido pela aplicação de restrições de diversidade de rotas para classe 1, variando de alguns minutos a até algumas horas. Concluímos aqui a apresentação dos resultados do modelo multiserviço de otimização da transparência, e apresentamos no capítulo seguinte as considerações finais deste trabalho.

Capítulo 5

Conclusões e Considerações Finais

Este trabalho está dividido em quatro estágios de desenvolvimento. O primeiro consistiu em investigações a respeito de modelos de otimização de topologias virtuais utilizando programação linear mista (MILP), com o objetivo de reproduzir e detalhar resultados de um modelo clássico que servisse de base de comparação. No segundo estágio foi implementada uma extensão ao modelo clássico para que se pudesse incluir o conceito de diferenciação de tráfego em classes no processo de otimização, realizando uma distribuição de tráfego mais eficiente ao definir prioridades diferenciadas de ocupação dos recursos disponíveis na rede. O terceiro estágio definiu um modelo completo de otimização de topologias virtuais eficiente em termos de tempo de computação no processo de otimização, e que tem como objetivo minimizar o processamento eletrônico de tráfego nos nós com controle do congestionamento, ao invés de se concentrar exclusivamente na minimização deste último. O quarto estágio agregou a este último modelo o conceito de diferenciação do tráfego em classes inicialmente proposto no segundo estágio, realizando uma distribuição de tráfego pela rede com restrições de diversidade de rotas e máxima transparência para uma classe de tráfego e, para outra classe, buscando o controle do congestionamento com a imposição de restrições específicas de limitação do tráfego alocado aos caminhos ópticos.

O modelo clássico [Ram96], reproduzido e detalhado no Cap. 2, minimiza o congestionamento com o objetivo de reduzir o atraso médio em filas por caminho óptico, além de considerar restrições de atraso de propagação, que limitam o

comprimento do percurso físico médio das rotas utilizadas para escoamento das demandas de tráfego da rede. Os resultados obtidos para este modelo indicaram que:

- o enorme tempo de processamento exigido para otimização de redes com mais de uma dezena de nós ou mais torna bastante restrita a aplicação do modelo clássico;
- o relaxamento das restrições de atraso de propagação causa a redução do congestionamento, e portanto também do atraso médio em filas por caminho óptico, às custas de uma distribuição de tráfego realizada por rotas mais longas;
- pode-se obter soluções sem transparência alguma, especialmente quando se impõem restrições de atraso mais fortes; neste caso, força-se a seleção de caminhos ópticos mais curtos nas rotas de tráfego, em detrimento dos caminhos ópticos que atravessam percursos mais longos, por exemplo, formados por mais de um enlace físico;
- redes com grau lógico unitário, que se pode considerar como anéis ópticos, apresentam baixa flexibilidade no roteamento de tráfego, o que faz com que o congestionamento de cada topologia virtual obtida como solução ótima não diminua nem mesmo quando são eliminadas as restrições de atraso; isto ocorre porque não há possibilidade de alteração da distribuição de tráfego

sem a mudança da topologia virtual, já que só existe um percurso disponível no anel óptico definido pela condição de grau lógico unitário;

- para redes com grau lógico não unitário:
 - uma determinada topologia virtual pode possibilitar diversas soluções ótimas diferentes para a distribuição de tráfego, dependendo do valor do coeficiente de atraso; isso se deve à multiplicidade de percursos disponíveis entre um par de nós de uma topologia virtual com grau lógico maior ou igual a 2, o que permite que o tráfego seja balanceado entre rotas alternativas para que se atinja a condição de otimalidade sem mudança na topologia virtual;
 - é possível a redução do congestionamento associado a uma determinada topologia virtual com a relaxação gradual das restrições de atraso até um valor mínimo, onde acontece o que se denominou de saturação da topologia virtual; não é possível a redução do congestionamento abaixo deste valor mínimo nem se forem excluídas as restrições de atraso do modelo;

As conclusões suscitadas pela análise dos resultados do modelo clássico motivaram a investigação a respeito da possibilidade de se distribuir o tráfego de maneira mais eficiente em uma determinada topologia virtual, considerando a divisão do tráfego em classes e a posterior aplicação de restrições diferenciadas de atraso. A idéia

central desta extensão ao modelo clássico é a de reduzir o congestionamento aumentando o tráfego atribuído a uma classe de tráfego que é roteada sem restrições de atraso, ao invés de se relaxar as restrições de atraso para a totalidade do tráfego. Este modelo de otimização é denominado modelo multiserviço, e produz problemas que demandam um tempo de computação para obtenção da solução ótima ainda maior que o necessário para problemas correspondentes definidos segundo o modelo clássico. Devido a este aspecto negativo do modelo multiserviço, considerou-se que sua aplicabilidade é bem maior quando se resolve apenas o problema de distribuição de tráfego para uma topologia virtual pré-determinada por meta-heurísticas.

A utilização de métodos híbridos, compostos por meta-heurísticas associadas a um modelo LP para otimizar a distribuição de tráfego mostra-se bastante eficaz [Oli04], pois no caso de modelos LP, o tempo de processamento é muito reduzido, mesmo para redes com mais de uma dezena de nós. Podemos utilizar o modelo LP multiserviço associado a meta-heurísticas para projeto de topologias virtuais e distribuição de tráfego, mas tal proposta encontra-se fora do escopo deste trabalho.

O objetivo dos estudos realizados no Cap. 3 é a de determinar se o modelo multiserviço proposto é eficiente em termos de definir roteamento diferenciado por classe, dada uma topologia virtual pré-definida como solução ótima pelo modelo clássico. Foi adotada a divisão do tráfego em duas classes: a classe 1, sujeita a restrições de atraso, e a classe 2, à qual não são aplicadas restrições de atraso. Nesta investigação chegou-se às seguintes conclusões:

- não se obtém nenhum benefício em se dividir o tráfego em classes e aplicar restrições diferenciadas de atraso em topologias virtuais com grau lógico unitário; por causa da ausência de rotas alternativas entre os pares de nós da rede, o congestionamento é sempre determinado pelo coeficiente de atraso da classe 1, por menor que seja a quantidade de tráfego associada a esta classe de tráfego;
- para topologias virtuais com grau lógico 2, a atribuição gradual de tráfego à classe 2 causou a redução do congestionamento, como esperado; a grande vantagem da aplicação do modelo multiserviço caracteriza-se pela significativa redução do congestionamento de diversas topologias virtuais com uma pequena parcela de tráfego atribuída à classe 2, cerca de apenas 10% até cerca de 25% do tráfego total, considerando as restrições de atraso mais severas possíveis para a classe 1 em cada topologia virtual sob análise;
- a adaptação da distribuição de tráfego com a alteração da proporção de tráfego associado a cada classe resulta em uma redução linear do congestionamento; uma investigação mais detalhada acerca do percurso e da intensidade de cada componente de tráfego indicou que o modelo multiserviço aplicado a topologias virtuais com grau lógico não unitário proporciona um mecanismo bastante flexível de re-direcionamento de tráfego entre as diversas rotas disponíveis à medida em que se altera a carga de tráfego atribuída a cada classe; o tráfego associado à classe 1 realmente é roteado com menor atraso médio que o tráfego de classe 2, ratificando o

conceito de prioridade de ocupação dos melhores recursos da rede, neste caso, as rotas mais curtas, proporcionado pela aplicação de restrições diferenciadas de atraso por classe;

- a flexibilidade no roteamento de tráfego proporcionada pelo modelo multiserviço é superior ao obtido no modelo clássico; ao se dividir o tráfego em classes, torna-se possível um número muito maior de componentes por demanda de tráfego; no modelo clássico, o número de componentes utilizados no roteamento de cada demanda de tráfego é severamente limitado pelo grau lógico.

As investigações realizadas nos Caps. 2 e 3 podem ser consideradas como estudos preliminares deste trabalho, cuja maior contribuição encontra-se no Cap. 4. Os modelos MILP propostos neste capítulo propõem otimizar a transparência do roteamento de tráfego pela topologia virtual. Ao invés do enfoque clássico, onde o atraso em filas médio por caminho óptico era controlado pela minimização do congestionamento, buscamos em nossa proposta minimizar a quantidade de tráfego processado para retransmissão entre nós da rede.

A relação recíproca entre FT_{NET} e o número médio de saltos, ponderado pelo tráfego, torna-se bastante clara quando consideramos que, quanto mais saltos forem necessários em uma dada solução para o roteamento de tráfego, mais processamento é requerido em nós intermediários, já que no final de cada salto para um nó intermediário há processamento eletrônico de tráfego para retransmissão ao

salto seguinte. Ao conseguirmos distribuir o tráfego da maneira mais transparente possível, ou seja, com a menor quantidade possível de tráfego processado para retransmissão, minimizamos o número médio de saltos no roteamento de tráfego, o que também influencia diretamente no atraso em filas acumulado ao longo de uma rota formada por vários caminhos ópticos. Da mesma forma, se o número médio de saltos ponderado pelo tráfego for minimizado, significa que estaremos também satisfazendo o critério de roteamento mais transparente possível, o que acaba por reduzir FT_{NET} devido à conseqüente redução no processamento de tráfego para retransmissão. No entanto, a quantificação exata dessa relação recíproca entre número médio de saltos e FT_{NET} requer experimentos com dois modelos, um minimizando FT_{NET} e outro o número médio de saltos, o que tomamos como provável assunto de estudos posteriores.

A principal característica do modelo de otimização da transparência é o pequeno tempo de computação requerido para resolver problemas tidos como insolúveis com os recursos computacionais disponíveis atualmente, como por exemplo, a rede de 14 nós NSFNet [Ram96], que resolvemos em frações de segundo, chegando até a soluções ótimas para redes de 32 nós em cerca de dois minutos na plataforma computacional disponível (PC Pentium IV, 1GB RAM, CPLEX v7.0, Suse Linux). Em investigações preliminares do modelo de otimização da transparência, pudemos comparar sua performance com o modelo clássico em um estudo de caso utilizando uma rede de 6 nós [Tan03]. No Capítulo 4 foi feita uma análise da complexidade computacional dos problemas gerados segundo o modelo de otimização da transparência, estabelecendo uma clara relação entre tempo de otimização, grau

lógico Δ_l e número de nós da rede N . Nesta análise chegamos à conclusão de que o tempo de otimização se mantém bastante pequeno caso seja mantida a relação $N / \Delta_l \leq 3$, aproximadamente. O custo computacional dos problemas produzidos segundo o modelo proposto varia com o grau lógico de tal forma que, eliminadas as restrições de grau lógico, a determinação da solução ótima não requer otimização, sendo determinística ($\lambda_{ijsd} = \Lambda(s,d) / s = i$ e $d = j$; $\lambda_{ijsd} = 0$ / c.c.). Por outro lado, a solução ótima do modelo clássico sempre requer otimização exaustiva, independente do grau lógico, o que faz com que, em todos os problemas estudados, seja demandado um custo computacional muito maior que problemas equivalentes definidos segundo o modelo de otimização da transparência. Apesar de tal característica ter possibilitado todo o desenvolvimento do trabalho, não foi a razão motivadora de haveremos proposto um modelo que minimiza o processamento de tráfego para retransmissão, ao invés do congestionamento.

A motivação para a constituição do modelo de otimização da transparência surgiu quando constatamos, ao examinar as soluções para o modelo clássico obtidas por métodos híbridos, que o tráfego era muitas vezes roteado por um número excessivo de saltos, o que em nossa interpretação, acaba por congestionar desnecessariamente os roteadores eletrônicos de tráfego situados ao longo das rotas entre seus nós fonte e destino.

Apesar do modelo clássico reduzir o máximo atraso médio em filas dos caminhos ópticos, mostramos em diferentes situações que a solução de distribuição de tráfego resultante requeria muito mais processamento eletrônico, pois o tráfego tendia a ser roteado por um número muito grande de saltos. Concluimos, portanto, que o

enfoque clássico não garante uma boa solução para o atraso acumulado em filas, apesar de reduzir o máximo atraso em filas médio por caminho óptico. Por outro lado, o modelo de otimização da transparência sempre resultava em valores de processamento eletrônico muito mais próximos do limite inferior teórico. Tal limite inferior teórico para o processamento eletrônico é definido por uma solução totalmente transparente para o roteamento de tráfego ($EP_{NET} = EP_{NET}^{LB}$).

O custo de se ter roteamento de tráfego com transparência elevada é que o congestionamento pode crescer consideravelmente, dependendo da matriz de tráfego e das restrições de grau lógico. Para controlar o congestionamento, foi imposto um limite superior para a quantidade de máxima de tráfego que poderia ser alocada aos caminhos ópticos. Investigamos a possibilidade de se reduzir tal limite, quando então concluímos que o modelo de otimização da transparência é capaz de determinar solução ótimas que possuem simultaneamente mínima carga de processamento eletrônico nos nós e congestionamento perto de limites inferiores teóricos conhecidos [Ram96]. Observamos que o tempo de otimização dos problemas aumentou à medida que um limite mais restritivo era imposto ao congestionamento.

Prosseguindo no desenvolvimento do modelo de otimização da transparência, incluímos em sua estrutura a diferenciação do tráfego em classes e o roteamento de tráfego diferenciado por classe. Foram definidas duas classes no modelo multiserviço de otimização da transparência, com critérios de roteamento completamente diferentes entre si, sendo que o tráfego de classe 1 deve ser roteado sem bifurcações pela topologia virtual e com a maior transparência possível. Tais

requisitos de roteamento são próprios de tráfego proveniente de aplicações que transmitem dados em tempo real, altamente sensíveis ao atraso relativo entre pacotes. O tráfego de classe 2 deve ser distribuído pela rede não de forma a garantir excelentes requisitos de atraso e perdas de pacotes, como pretendido para classe 1, mas de forma a ocupar eficientemente os recursos da rede, permitindo o controle do congestionamento às custas de um roteamento de tráfego menos transparente.

A aplicação de restrições que impedem bifurcações no roteamento de tráfego para a classe 1 requer a declaração de um número expressivo de variáveis inteiras, o que à primeira vista poderia induzir a um aumento considerável no tempo de otimização requerido pelos problemas gerados segundo o modelo de otimização da transparência. No entanto, o modelo multiserviço de otimização da transparência proporcionou soluções ótimas em tempo razoável, de alguns minutos a horas, dependendo das restrições de grau lógico e da limitação do congestionamento imposto ao tráfego de classe 2.

O modelo multiserviço de otimização da transparência produziu soluções com alta eficiência em termos de transparência para o tráfego de classe 1 e redução do congestionamento para o tráfego de classe 2. A limitação do congestionamento para o tráfego de classe 2 praticamente não influenciou no roteamento de tráfego de classe 1. Tais resultados mostram ser realmente possível determinar boas soluções em termos de transparência e congestionamento para rede com o modelo multiserviço de otimização da transparência, ao serem definidos critérios diferenciados de roteamento de tráfego por classe.

Desenvolvimentos posteriores deste trabalho incluem:

- a compilação de um sistema dinâmico para projeto de topologias virtuais, em que as matrizes de tráfego sofrem alterações modeladas estatisticamente;
- a integração dos modelos propostos com meta-heurísticas para projeto de redes com número de nós muito superior ao estudado neste trabalho também é interessante, constituindo-se em um dos objetivos do grupo de pesquisa de que o autor faz parte;
- a resolução do problema de roteamento e designação de comprimentos de onda – RWA integrada ao modelo de otimização da transparência.

Referências Bibliográficas

- [AgrBk92] G. P. Agrawal, "Fiber-optic Communication Systems," 1ª ed., Wiley: New York, 1992.
- [AgrBk95] G. P. Agrawal, "Nonlinear Fiber Optics," 2ª ed., Academic: San Diego, 1995.
- [AhuBk] R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, e J. B. Orlin, "Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications," Prentice Hall, 1ª ed., Fev. 1993.
- [Awd01] D. Awduche et al, "Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Architecture," Internet Draft draft-ietf-ccamp-gmpls-architecture-00.txt, Jun. 2001.
- [Ban00] D. Banerjee e B. Mukherjee, "Wavelength-routed optical networks: linear formulation, resource budgeting tradeoffs, and a reconfiguration study," IEEE/ACM Transactions on Networking, pag. 598-607, vol. 8, Out. 2000.
- [Bie95] D. Bienstock e O. Gunluk, "Computational experience with a difficult mixed-integer multicommodity flow problem," Mathematical Programming, vol. 68, pag. 213-237, 1995
- [Bla98] S. Blake et al, "An Architecture for Differentiated Services", RFC 2475, Dez. 1998.
- [Bue04_1] L. C. Bueno, R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, E. Oliveira, "Anéis Lógicos Disjuntos para Projeto de Topologias Virtuais de Redes Ópticas Tolerantes a Falhas," Anais do XI Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica e VI Congresso Brasileiro de Eletromagnetismo, p. 22-27, 2004, São Paulo.
- [Bue04_2] L. C. Bueno, M. Lima, R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, E. Oliveira, "Estratégias com Algoritmos Híbridos para Projeto de Redes Ópticas," Anais do XXXVI Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, 2004, São João del-Rei.
- [Bue04_3] Luiz Bueno, Renato T. R. de Almeida, Marcelo E. V. Segatto e Elias Oliveira, "Uma Heurística para o Projeto de Topologias Virtuais de Redes Ópticas Tolerantes a Falhas," Anais do Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, 2004.
- [Bue05] L. C. Bueno, R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, L. C. Calmon, E. Oliveira, "A Hybrid-Combined Algorithm Approach for the Design of Topologies and Flow Congestion Minimization of Optical Networks," Proceedings of 5th Conference on Telecommunications, 2005, Tomar, Portugal.
- [CahBk] R. Cahn, "Wide Area Network Design: Concepts and Tools for Optimization," 1ª ed., Morgan Kaufmann Pub. Inc.:1998.
- [CRS04] Cisco System Inc., "Cisco Carrier Routing System Specifications," <http://cisco.com/qo/crs>, 2004

- [CSRLC] Cisco System Inc., "40Gbps CRS-1 Line Card Datasheet," <http://cisco.com/go/crs>, 2004
- [CSRMS] Cisco System Inc., "CRS-1 Modular Services Card Datasheet," <http://cisco.com/go/crs>, 2004
- [Cop03] Hong Huang e J. A. Copeland, "Optical networks with hybrid routing," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, pag. 1063- 1070, vol. 21, Set. 2003.
- [Dho01] M. K. Dhodhi, S. Tariq, e K. A. Saleh, "Bottlenecks in Next Generation DWDM-based Optical Networks," Comp. Commun., vol. 24, pag. 1726-1733, Nov. 2001.
- [Dut02] R. Dutta e G.N. Rouskas, "On optimal traffic grooming in WDM rings," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, pag. 110-121, vol. 20, Jan. 2002.
- [Gros01] A. Grosso, E. Leonardi, M. Mellia, e A. Nucci "Logical topologies design over WDM wavelength routed networks robust to traffic uncertainties," IEEE Communications Letters, pag. 172-174, vol. 5, Abr. 2001.
- [Ger77] M. Gerla and L. Kleinrock. On the topological design of distributed computer networks. IEEE Transactions on Communications, vol. 25, n. 1, pag. 48-60, Jan. 1977.
- [Jac57] J. R. Jackson. Networks of waiting lines. Operational Reasearch, vol. 5, pag. 518-521, 1957.
- [KleBk] L. Kleinrock, "Queueing Systems," Jonh Wiley & Sons, Inc: 1975.
- [Mai05] C. Maioli, T. Botelho, M. R. N. Ribeiro, E. Oliveira, L. C. Bueno, R. T. R. Almeida , M. E. V. Segatto, "The Design of Hierarchical Self-Healing Rings Networks Proceedings of 5th Conference on Telecommunications, 2005, Tomar, Portugal.
- [Miy98] Y. Miyao e H. Saito, "Optimal design and evaluation of survivable WDM transport networks," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, pag.1190-1198, vol. 16, Set. 1998.
- [Muk03] A. Gencata e B. Mukherjee, "Virtual-topology adaptation for WDM mesh networks under dynamic traffic," IEEE/ACM Transactions on Networking, pag. 236- 247, vol. 11, Abr. 2003.
- [Muk94] B. Mukherjee, S. Ramamurty, D. Banerjee, and A. Mukherjee, "Some principles for designing a wide-area optical network," Proceedings of IEEE INFOCOM, 1994.
- [Muk96] B.Mukherjee, D. Banerjee, S.Ramamurthy, A.Mukherjee, "Some Principles for Designing a Wide-Area WDM Optical Network", IEEE Transactions on Networking, vol.4, n.5, pag. 684-695, Oct. 1996.

- [MukBk] B. Mukherjee, "Optical Communication Networks," McGraw-Hill, 1^a ed., Jan. 1997.
- [Oli04] Elias Oliveira, Luiz Bueno, Marcelo Lima, Renato T. R. de Almeida e Marcelo E. V. Segatto, "Estratégias com Algoritmos Híbridos para Projeto de Redes Ópticas," Anais do Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, 2004.
- [Ram96] R. Ramaswamy e K. N. Sivarajan, "Design of Logical Topologies for Wavelength-Routed Optical Networks," IEEE J. Sel. Areas Commun., vol. 14, pag. 840-851, Jun. 1996.
- [RamBk] R. Ramaswamy e K. N. Sivarajan, "Optical Networks: a practical perspective," Morgan Kaufmann Pub. Inc., 2^a ed., 2002.
- [RFC2615] A. Malis e W. Simpson, "PPP over SONET/SDH," RFC 6515, Jun. 1999.
- [Sab03] R. Sabella, M. Settembre, G. Oriolo, F. Razza, F. Ferlito, e G. Conte, "A Multilayer solution for path provisioning in new-generation optical/MPLS networks," IEEE Journal of Lightwave Technology, pag. 1141- 1155, vol. 21, Mai. 2003.
- [Siv01] R. M. Krishnaswamy e K. N. Sivarajan, "Design of Logical Topologies: A Linear Formulation for Wavelength-Routed Optical Networks with No Wavelength Changers," IEEE/ACM Trans. Networking, vol. 9, pag. 186-198, Abr. 2001.
- [SteBk] T. E. Stern e K. Bala, "Multiwavelength Optical Networks: a layered approach," Addison – Wesley: EUA, 1^a ed., 1999.
- [Tan03] R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, L. C. B. Pereira, K. Potratz, E. S. Oliveira e L. C. Calmon, "Addressing the Electronic Bottleneck to Virtual Topology Design of Optical Networks", Proceedings of the 2003 International Microwave and Optoelectronics Conference, pag. 925-930, Foz do Iguaçu, 2003.
- [Zal03] A. Zalesky, H. L. Vu, M. Zukerman, and I. Ouveysi, "A framework for solving logical topology design problems within constrained computation time," IEEE Communication Letters, vol. 7, no. 10, Out. 2003.
- [ZheBk] Zheng Wang, "Internet QoS: Architectures and Mechanisms for Quality of Service," 1^a ed., Morgan Kaufmann, 2001.
- [Xin03] Y. Xin, G. N. Rouskas, and H. G. Perros, "On the physical and logical topology design of large-scale optical networks," IEEE Journal of Lightwave Technology, vol. 21, no. 4, pag. 904–915, Abr. 2003.

Apêndice

Artigos publicados

- [Bue04_1] L. C. Bueno, R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, E. Oliveira, “Anéis Lógicos Disjuntos para Projeto de Topologias Virtuais de Redes Ópticas Tolerantes a Falhas,” Anais do XI Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica e VI Congresso Brasileiro de Eletromagnetismo, p. 22-27, 2004, São Paulo.
- [Bue04_2] L. C. Bueno, M. Lima, R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, E. Oliveira, “Estratégias com Algoritmos Híbridos para Projeto de Redes Ópticas,” Anais do XXXVI Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, 2004, São João del-Rei.
- [Bue04_3] L. C. Bueno, R. T. R. de Almeida, M. E. V. Segatto e E. Oliveira, “Uma Heurística para o Projeto de Topologias Virtuais de Redes Ópticas Tolerantes a Falhas,” Anais do Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, 2004.
- [Bue05] L. C. Bueno, R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, L. C. Calmon, E. Oliveira, “A Hybrid-Combined Algorithm Approach for the Design of Topologies and Flow Congestion Minimization of Optical Networks,” Proceedings of 5th Conference on Telecommunications, 2005, Tomar, Portugal.
- [Mai05] C. Maioli, T. Botelho, M. R. N. Ribeiro, E. Oliveira, L. C. Bueno, R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, “The Design of Hierarchical Self-Healing Rings Networks Proceedings of 5th Conference on Telecommunications, 2005, Tomar, Portugal.
- [Tan02_1] R. T. R. Almeida, L. C. Calmon, “Virtual Topology Design of Multiservice Optical Networks,” ITS 2002 Proceedings, IEEE International Telecommunications Symposium, 2002, Natal.
- [Tan02_2] R. T. R. Almeida, L. C. Calmon, “Projeto de Topologia Virtual de Redes Ópticas com Restrições Diferenciadas por Classe de Serviço,” Anais do SBMO 2002, p. 620-623, X Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica, 2002, Recife.
- [Tan03] R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, E. Oliveira, L. C. Bueno, K. Potratz, L. C. Calmon, “Addressing the Electronic Bottleneck to Virtual Topology Design of Optical Networks,” IMOC2003 Proceedings, International Microwave and Optoelectronics Conference, p. 925-930, 2003, Foz do Iguaçu.
- [Tan05_1] R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, L. C. Calmon, E. Oliveira, “Changing Paradigms on Virtual Topology and Traffic Routing Optimization,” Proceedings of 5th Conference on Telecommunications, 2005, Tomar, Portugal.
- [Tan05_2] R. T. R. Almeida, M. E. V. Segatto, L. C. Calmon, E. Oliveira, “Design of Virtual Topologies for Large Optical Networks Through an Efficient MILP Formulation,” Computer Communications Journal – Optical Switching and Networking, aceito para publicação em Out. 2005.

